

2019 年度大阪大学大学院基礎工学研究科修士論文

ε 計算とクラスの導入による具体的で直観的な集合論の構築

システム創成専攻社会システム数理領域

関根・深澤研 百合川尚学

学籍番号 : 29C17095

指導教員 深澤正彰 教授

2020 年 2 月 2 日

目次

第 1 章	序論	3
1.1	導入	3
1.2	章立て	5
第 2 章	言語	6
2.1	変項	7
2.2	項と式	8
2.3	構造的帰納法	9
2.3.1	始切片	10
2.3.2	スコープ	12
2.4	拡張	15
2.4.1	ε 項	16
2.4.2	内包項	22
2.5	中置記法	28
2.6	量化	29
2.7	代入	31
2.8	類	33
2.9	扱う式の制限	34
2.10	式の書き換え	35
第 3 章	推論	57
3.1	証明	57
3.2	推論	63
第 4 章	集合	86
4.1	相等性	87
4.2	書き換えの同値性	98
4.3	代入原理	111
4.4	空集合	116
4.5	対	129
4.6	合併	137
4.7	冪	148
4.8	関係	151
4.9	順序数	158

第 5 章	保存拡大	182
5.1	古典論理	183
5.1.1	演繹定理	184
5.1.2	最小論理	185
5.1.3	二重否定の除去	191
5.1.4	保存拡大の補題	196
5.2	Henkin 拡大	198
5.3	正則証明	204
5.4	\mathcal{L} の証明の変換	211
第 6 章	結論	224
参考文献		226
索引		227

第 1 章

序論

1.1 導入

Hilbert[1] の ε 計算とは項を形成するオペレーター ε を用いた述語計算の拡張である． ε は式 $\varphi(x)$ から項 $\varepsilon x\varphi(x)$ を作るものであり，この項は次の ε -論理式によって制御される：

$$\varphi(t) \rightarrow \varphi(\varepsilon x\varphi(x)). \quad (1.1)$$

Hilbert が ε を導入したのは述語計算を命題計算に埋め込むためであり，その際には \exists や \forall の付いた式を

$$\begin{aligned} \varphi(\varepsilon x\varphi(x)) &\stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} \exists x\varphi(x), \\ \varphi(\varepsilon x \rightarrow \varphi(x)) &\stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} \forall x\varphi(x) \end{aligned}$$

と変換する．

この変換は本論文において最も重要な公理の基となるが，ただし今回 ε を導入したのは述語計算を埋め込むためではなく，集合の「存在」と「実在」を同義とするためである．本論文で実践しているのは Hilbert の ε 計算ではなく一種の Henkin 拡大であり，先述の主要論理式は本論文では全く不要であって，代わりに

$$\exists x\varphi(x) \rightarrow \varphi(\varepsilon x\varphi(x)) \quad (1.2)$$

が主要な公理となる．この式の意図するところは「 φ である集合が存在すれば，そのような集合の一つは $\varepsilon x\varphi(x)$ である」ということであり， ε 項によって集合の「存在」が「実在」化されることの裏付けとなる．そもそも実在化の背景には，ZF (Zermelo-Fraenkel) 集合論の世界では集合が一つも実在していないという事実がある．なぜなら，ZF 集合論は一階述語論理の言語 $\{\in\}$ で記述されるが，この言語には集合というモノが用意されていないからである．たとえば

$$\exists x \forall y (y \notin x)$$

は「空集合は存在する」という定理を表しているが，存在するはずの空集合を実際にとってくることは出来ない．にもかかわらず多くの場面では空集合 \emptyset は実在するモノとして扱われているが，これにはどういう正当性があるのかというと，一つには $\forall y (y \notin \emptyset)$ を \emptyset の定義式として \emptyset を語彙に追加する定義による拡大 (extension by definition) という方法がある．ところが ε を使えば単に

$$\varepsilon x \forall y (y \notin x)$$

と書くだけで空集合が手に入る．

ε 項の中でも特にその導入の意図に適っているものを本論文では主要 ε 項 (critical epsilon term) と呼ぶ。この用語自体は Moser&Zach[2] や Miyamoto&Moser[3] でも登場し、本来は (1.1) 型の主要論理式が付属するものであるが、代わりに (1.2) 型の式に結びつけたのが本論文での主要 ε 項である。適切な公理と集合の定義によって、主要 ε 項及び主要 ε 項に等しいモノが全て集合であり、かつ集合はこれらに限られるという理論を構築できる。ちなみにこの集合の概念は定義による拡大で作られうる集合も全て網羅しているが、 ε 項の奔放な組み合わせがいくらかでも可能であるために、定義による拡大で得られる集合の全てよりも遥かに多くの集合の存在を示唆する。この理論で第一に特徴的なのは、集合が記号列で書き尽くせるということである。となると、記号列とは有限個の記号を有限個並べたものでしかないから集合は可算個しかないことになるが、集合の中には実数が存在する筈なので、集合が可算個しかないというのは致命的な矛盾であるように思える。しかし濃度の話はあくまで式の翻訳の話であって、理論上は実在する集合が可算個あれば通常の数学が展開出来てしまうのである。実数を扱う場合だって実数を漏れなく用意しなければ議論が破綻するというわけではなく、「実数である」という性質を持つ集合から何が導かれるかが考察対象になっているのである。ただし、この理論の集合の概念を受け入れることに抵抗があるならば、空想的な「集合の宇宙」を仮定するのが自然なのかもしれない。他の特徴としては、「存在」が「実在」で補完できるために直感的な証明が組み立てやすくなった、証明で用いる推論規則が三段論法のみで済むといった点がある。

Bourbaki[4] や島内 [5] でも ε 計算を使った集合論を展開している (Bourbaki[4] では ε ではなく τ が使われている)。ところで、本論文では ε 項だけではなく、「 φ である集合の全体」を表す

$$\{x \mid \varphi(x)\}$$

なるモノも取り入れる。Bourbaki[4] や島内 [5] では

$$\{x \mid \varphi(x)\} \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \forall x (\varphi(x) \leftrightarrow x \in y)$$

と定めるが、たしかに $\varphi(x)$ がどのような式であっても $\{x \mid \varphi(x)\}$ は定義されるものの、

$$\exists y \forall x (\varphi(x) \leftrightarrow x \in y)$$

が成立しない場合には、見た目に反して「 φ である集合の全体」という意味を持たないばかりか、どのようなモノであるかさえも把握できなくなってしまう。ZF 集合論でも定義による拡大によって $\{x \mid \varphi(x)\}$ なる項を追加することはできるが、これも同じく $\exists y \forall x (\varphi(x) \leftrightarrow x \in y)$ の成立が条件となる。その一方で、たとえば

$$\exists y \forall x (x = x \leftrightarrow x \in y)$$

は不成立であるにもかかわらず $\{x \mid x = x\}$ なるモノは非公式に項として扱われることが多い。存在式の不成立によって項の正体が不明になったり、存在式の不成立によって項が定義できなかったり、不成立にもかかわらず非公式に項を定義したり、といったいささか厄介な問題が起こるのは「集合しか扱わない」という立場にしていることが原因であるが、これらを一気に払拭して、しかもその意図するところを損なわずに $\{x \mid \varphi(x)\}$ なる項を導入できる簡単で具体的な方法がある。それは竹内 [6] にあるように φ から直接 $\{x \mid \varphi(x)\}$ を作ればよいのである。

$\{x \mid \varphi(x)\}$ なる項は「モノの集まり」という観点からはまさしく「集合」なのだが、たとえば Russell のパラドックスが示す通り

$$\{x \mid x \notin x\}$$

は数学の世界での集合であってはず、「モノの集まり」を数学の世界の集合であるものとそうでないものとに分類しなくてはならない。数学の世界では単なる「モノの集まり」は類 (class) と呼ばれ、集合でない類は真類 (proper class) と呼ばれる。ε 項を採用している本論文では

$$\varepsilon x\varphi(x), \quad \{x \mid \varphi(x)\}$$

の形の項を類と定義し、「類 a が集合である」ということは、竹内 [6] に倣って

$$\exists x (a = x)$$

が成り立つことであるとする。また $\{x \mid \varphi(x)\}$ に対して「 φ である集合の全体」の意味を実質的に与えるために、

$$\forall u (u \in \{x \mid \varphi(x)\} \leftrightarrow \varphi(u))$$

と

$$a \in b \rightarrow \exists s (a = s)$$

を集合論の公理とする。前者の公理によって $\{x \mid \varphi(x)\}$ は「 φ であるモノの全体」となり、後者の公理によって「そのモノは全て集合である」ということになる。

なお、類を公式に扱う集合論には他にも **BG** (Bernays-Gödel) 集合論 (Gödel[7]) や **MK** (Morse-Kelly) 集合論 (Morse[8]) や **NF** (New Foundations) 集合論 (Quine[9]) がある。**BG** 集合論と **MK** 集合論は二階述語論理に基づいて設計されており、つまり変項が二種類あって、それぞれ類に対するものと集合に対するものに使い分けているのだが、本論文では変項は一種類のみ、集合に対するものしか扱わない。本論文は一階述語論理の範疇で **ZF** 集合論の語彙を拡張しているだけであり、これらの集合論が類を全称量化するところは図式 (schema) で対応する。また **NF** とは式の階層化という概念を使用した集合論であるが、本論文ではそのようなことはしていない。

本論文では **ZF** 集合論に上記の項や公理を追加していくわけであるが、この集合論の拡張は妥当である。妥当であるとは本論文の集合論が現代数学で受容可能であるということであり、それは **ZF** 集合論のどの命題に対しても「**ZF** 集合論で証明可能」ならば「本論文の集合論で証明可能」であり、逆に「本論文の集合論で証明可能」ならば「**ZF** 集合論で証明可能」であるという意味である。このような妥当な拡張のことを保存拡大 (conservative extension) と呼ぶ。

1.2 章立て

第 2 章では集合論の言語というものを導入し、また構文論的な性質についていくつか述べる。その際 3 つの言語が登場するが、**ZF** 集合論の言語は \mathcal{L}_\in と書き、それに ε 項を追加した言語を \mathcal{L}_ε と書き、最後に $\{x \mid \varphi(x)\}$ なる形の項を追加した言語を \mathcal{L} と書く。第 3 章では証明とは何かを規定する。本論文の証明体系は主に古典論理に準じているが⁴¹、ε 項を利用するために若干変更を施す。第 4 章では \mathcal{L} と第 3 章の証明体系で集合論が展開できることを実演する。第 5 章では、本論文の集合論が **ZF** 集合論の保存拡大になっていることを示す。

⁴¹ 論文タイトルに「直観」と入れたが、これは直観主義論理 (intuitionistic logic) の意味ではなく日常的な感覚としての意味である。直観主義論理は最小論理に爆発律のみを追加した論理体系であるが、本論文は古典論理に準じているので爆発律よりも強い二重否定の除去が公理となる。通ずるものがあるとすれば構成的な証明に出来るだけ拘っているという点である。つまり「…と仮定すると矛盾する」といった背理法はなるべく用いない。ただし、その代わりに対偶法はよく用いる。対偶法は実際は最小論理の下で背理法と同値なのだが、矛盾に頼っていないように見えるという点で対偶法による証明は“構成的”になる。

第 2 章

言語

本論文の世界を展開するために使用する言語には二つ種類がある。一つは自然言語の日本語であり、もう一つは新しくこれから作る言語である。その人工的な言語は記号列が数学の式となるための文法を指定し、そこで組み立てられた式のみが考察対象となる。日本語は式を解釈したり人工言語を補助するために使われる。

さっそく人工的な言語 \mathcal{L}_ϵ を構築するが、これは本論においてはスタンダードな言語ではなく、後で \mathcal{L}_ϵ をより複雑な言語に拡張するという意味で原始的である。以下は \mathcal{L}_ϵ の語彙である:

矛盾記号 \perp

論理記号 $\neg, \vee, \wedge, \rightarrow$

量子子 \forall, \exists

述語記号 $=, \in$

変項 後述 (第 2.1 節)。

日本語と同様に、決められた規則に従って並ぶ記号列のみを \mathcal{L}_ϵ の単語や文章として扱う。 \mathcal{L}_ϵ において、名詞にあたるものは項 (term) と呼ばれる。文字は最もよく使われる項である。述語とは項同士を結ぶものであり、最小の文章を形成する。例えば

$$\in st$$

は \mathcal{L}_ϵ の文章となり、「 s は t の要素である」と読む。 \mathcal{L}_ϵ の文章を \mathcal{L}_ϵ の式 (formula) 或いは \mathcal{L}_ϵ の論理式と呼ぶ。論理記号は主に式同士を繋ぐ役割を持つ。

論理的な言語の語彙とは論理記号と変項以外の記号をすべて集めたものである。本論文で用意した記号で言うと、論理記号とは

$$\perp, \neg, \vee, \wedge, \rightarrow, \forall, \exists, =$$

であり、変項記号とは文字であって、 \mathcal{L}_ϵ の語彙は

$$\in$$

しかない。ZF 集合論の言語が $\{\in\}$ であるとはこういう訳である。しかし、実質的な違いはないが、本論文では論理記号も変項も全て含めて \mathcal{L}_ϵ の語彙とする。これは、後で量子子に ϵ を追加するので論理記号を固定したくないためである。また等号 $=$ は論理記号ではなく \in と同列の述語記号として扱う。

2.1 変項

変項 (variable) と呼ばれる最も典型的なものは文字であり、本論文では以下の文字を変項として用いる：

$a, b, c, d, e, f, g, h, i, j, k, l, m, n, o, p, q, r, s, t, u, v, w, x, y, z,$
 $A, B, C, D, E, F, G, H, I, J, K, L, M, N, O, P, Q, R, S, T, U, V, W, X, Y, Z,$
 $\alpha, \beta, \gamma, \delta, \epsilon, \zeta, \eta, \theta, \iota, \kappa, \lambda, \mu, \nu, \xi, \pi, \rho, \sigma, \tau, \upsilon, \phi, \chi, \psi, \omega,$
 $\Gamma, \Delta, \Theta, \Lambda, \Xi, \Pi, \Sigma, \Upsilon, \Phi, \Psi, \Omega,$
 $\vartheta, \varpi, \varrho, \varsigma, \varphi$

だが文字だけを変項とするのは不十分であり、例えば 200 個の相異なる変項が必要であるといった場合には上の文字だけでは不足してしまう。そこで、文字 x に対して

$\mathfrak{q}x$

もまた変項であると約束する。さらに、 τ を変項とするときに¹

$\mathfrak{q}\tau$

も変項であると約束する。この約束に従えば、文字 x だけを用いたとしても

$x, \mathfrak{q}x, \mathfrak{q}\mathfrak{q}x, \mathfrak{q}\mathfrak{q}\mathfrak{q}x$

はいずれも変項ということになる。極端なことを言えば、 \mathfrak{q} と x だけで無数の相異なる変項を作り出せるのである。

大切なのは \mathfrak{q} を用いれば理屈の上では変項に不足しないということであって、具体的な数式を扱うときに \mathfrak{q} が出てくるかと言えば否である。 \mathfrak{q} が必要になるほどに長い式を読解するのは困難であるから、通常は何らかの略記法を導入して複雑なところを覆い隠してしまう。

変項は形式的には次のよう定義される：

メタ定義 2.1.1 (変項). 文字は変項である。また、 τ を変項とするとき $\mathfrak{q}\tau$ は変項である。以上のみが変項である。

上の定義では、はじめに発端を決めて、次に新しい項を作り出す手段を指定している。こういった定義の仕方を帰納的定義 (inductive definition) と呼ぶ。ただしそれだけでは項の範囲が定まらないので、最後に「以上のみが項である」と付け加えている。「以上のみが変項である」という約束によって、例えば「 τ が項である」という言明が与えられたとき、この言明は

- τ は或る文字に代用されている
- 項 σ が取れて²、 τ は $\mathfrak{q}\sigma$ に代用されている

のどちらか一方にしか解釈され得ない。

¹ 「 τ を変項とするときに」と書いたが、これは一時的に τ を或る変項に代用しているだけであって、 τ が指している変項の本来の字面は x であるかもしれない。この場合の τ を超記号 (meta symbol) と呼ぶ。「 A を式とする」など式にも超記号が宣言される。

² 「変項 σ が取れて」と書いたが、この σ は唐突に出てきたので、それが表す文字そのものでしかないのか、或いは超記号であるのか、一見判然しない。本来は「変項が取れて、これを σ で表すと」などと書くのが良いのかもしれないが、はじめの書き方でも文脈上は超記号として解釈するのが自然であるし、何より言い方がまどろこくない。このように見た目の簡潔さのために超記号の宣言を省略する場合もある。

2.2 項と式

\mathcal{L}_\in の項 (term) と式 (formula) も変項と同様に帰納的に定義される:

メタ定義 2.2.1 (\mathcal{L}_\in の項). 変項は \mathcal{L}_\in の項であり, またこれらのみが \mathcal{L}_\in の項である.

メタ定義 2.2.2 (\mathcal{L}_\in の式).

- \perp は式である.
- σ と τ を項とすると, $\in st$ と $= st$ は式である. これらを原子式 (atomic formula) と呼ぶ.
- φ を式とすると, $\neg \varphi$ は式である.
- φ と ψ を式とすると, $\forall \varphi \psi$, $\wedge \varphi \psi$, $\rightarrow \varphi \psi$ はいずれも式である.
- x を項とし, φ を式とすると, $\forall x \varphi$ と $\exists x \varphi$ は式である.
- 以上のみが式である.

変項と同様に, 「 φ が式である」という言明の解釈は

- φ は \perp である
- 項 s と項 t が得られて, φ は $\in st$ である
- 項 s と項 t が得られて, φ は $= st$ である
- 式 ψ が得られて, φ は $\neg \psi$ である
- 式 ψ と式 ξ が得られて, φ は $\forall \psi \xi$ である
- 式 ψ と式 ξ が得られて, φ は $\wedge \psi \xi$ である
- 式 ψ と式 ξ が得られて, φ は $\rightarrow \psi \xi$ である
- 項 x と式 ψ が得られて, φ は $\forall x \psi$ である
- 項 x と式 ψ が得られて, φ は $\exists x \psi$ である

のいずれか一つに限られる.

以下では, θ を \mathcal{L}_\in の項或いは式とすると, θ から切り取った一続きの記号列 e のことを「 θ に現れる e 」, 「 θ の上の e 」, 「 θ 中の e 」などと表現する. この慣行は後で登場する拡張言語においても踏襲する.

メタ定義 2.2.3 (\mathcal{L}_\in の項の部分項). τ を \mathcal{L}_\in の項とすると,

- τ に現れる \mathcal{L}_\in の項を τ の部分項 (subterm) と呼ぶ.
- τ 自身を除く τ の部分項を τ の真部分項 (proper subterm) と呼ぶ.
- τ が $q\sigma$ なる項であるとき, σ を τ の直部分項 (immediate subterm) と呼ぶ.

たとえば文字 x の部分項は x のみである. また τ を変項とすると, τ は $q\tau$ の部分項であり, 真部分項でもあり, 直部分項でもある. 他方で τ は $qq\tau$ の部分項であり, 真部分項でもあるが, 直部分項ではない.

メタ定義 2.2.4 (\mathcal{L}_\in の式の部分項). φ を \mathcal{L}_\in の式とすると, φ に現れる \mathcal{L}_\in の項のうち, φ に現れる他の \mathcal{L}_\in の項のいずれにも格納されていないものを「 φ の項」と呼ぶ.

たとえば φ が $\in \tau\sigma$ なる式で、 τ が $\models x$ なる項であるとき、 x は φ の上に現れる \mathcal{L}_\in の項であるが φ の項ではない。

メタ定義 2.2.5 (\mathcal{L}_\in の部分式). φ を \mathcal{L}_\in の式とするとき、 φ に現れる \mathcal{L}_\in の式を φ の部分式 (**subformula**) と呼ぶ。 φ 自身を除く φ の部分式を特に φ の真部分式 (**proper subformula**) と呼ぶ。

メタ定義 2.2.6 (直部分式). φ を \mathcal{L}_\in の式とするとき、 φ の直部分式 (**immediate subformula**) を

- φ が $\neg\psi$ なる式ならば ψ のこと、
- φ が $\forall\psi\chi, \wedge\psi\chi, \rightarrow\psi\chi$ なる式ならば ψ と χ のこと、
- φ が $\exists x\psi, \forall x\psi$ なる式ならば ψ のこと、

とする。

2.3 構造的帰納法

まず

$$\forall x \in xy$$

なる式を考える。中置記法 (後述) で

$$\forall x (x \in y)$$

と書けば若干見やすくなる。冠頭詞 \forall は直後の x に係って「任意の x に対し...」の意味を持ち、この式は「任意の x に対して x は y の要素である」と読むのであるが、このとき x は $\forall x \in xy$ で束縛されている (**bound**) 或いは量化されている (**quantified**) と言う。 \forall を \exists に替えても同様に「 x は $\exists x \in xy$ で束縛されている」と言う。つまり、量化子の直後の項 (量化子が係っている項) は、その量化子から始まる式の中で束縛されていると解釈することになっている。

では

$$\rightarrow \forall x \in xy \in xz$$

という式はどうであるか。 $\forall x$ の後ろには x が二か所に現れているが、どちらの x も \forall によって束縛されているのか？ 結論を言えば $\in xy$ の x は束縛されていて、 $\in xz$ の x は束縛されていない。 というのも式の構成法を思い返せば、 $\forall x\varphi$ が式であると言ったら φ は式であるはずで、今の例で $\forall x$ に後続する式は

$$\in xy$$

しかないのだから、 \forall から始まる式は

$$\forall x \in xy$$

しかないのである。 \forall が係る x が束縛される範囲は “ \forall から始まる式” であるから、 $\in xz$ の x は \forall の “束縛” から漏れた “自由な” x ということになる。

上の例でみたように、量化はその範囲が重要になる。 量化子 \forall が式 φ に現れたとき、その \forall から始まる φ の部分式を \forall のスコープと呼ぶが、いつでもスコープが取れることは明白であるとして、 \forall のスコープは唯一

つでないと都合が悪い．もしも異なるスコープが存在したら，同じ式なのに全く違う解釈に分かれてしまうからである．実際そのような心配は無用であると後で保証するわけだが，その前に始切片という概念を準備しておく必要がある．

2.3.1 始切片

φ を \mathcal{L}_E の式とするととき， φ の左端から切り取る一続きの記号列を φ の始切片 (**initial segment**) と呼ぶ．例えば φ が

$$\rightarrow \forall x \wedge \rightarrow \in xy \in xz \rightarrow \in xz \in xy = yz$$

である場合，

$$\rightarrow \forall x \wedge \rightarrow \in xy \in xz \rightarrow \in xz \in xy = yz$$

や

$$\rightarrow \forall x \wedge \rightarrow \in xy \in xz \rightarrow \in xz \in xy = yz$$

など赤字で分けられた部分は φ の始切片である．また φ 自身も φ の始切片である．項についても同様に，項の左端から切り取るひとつづきの部分列をその項の始切片と呼ぶ．

メタ定義 2.3.1 (\mathcal{L}_E の始切片). θ を \mathcal{L}_E の項或いは式とするととき， θ の左端から切り取る一続きの記号列を θ の始切片 (**initial segment**) と呼ぶ．

本節の主題は次である．

メタ定理 2.3.2 (始切片の一意性). τ を \mathcal{L}_E の項とするととき， τ の始切片で \mathcal{L}_E の項であるものは τ 自身に限られる．また φ を \mathcal{L}_E の式とするととき， φ の始切片で \mathcal{L}_E の式であるものは φ 自身に限られる．

「項の始切片で項であるものはその項自身に限られる．また，式の始切片で式であるものはその式自身に限られる．」という言明を (★) と書くことにする．このメタ定理を示すには次の原理を用いる：

メタ公理 2.3.3 (\mathcal{L}_E の項に対する構造的帰納法). \mathcal{L}_E の項に対する言明 X に対し (例えば (★))，

- 文字に対して X が言える．
- 無作為に選ばれた項 τ について，その直部分項に対して X が言えると仮定すれば， τ に対しても X が言える．

ならば，いかなる項に対しても X が言える．

メタ定理とは式や項或いは証明の形状的な性質に対する主張であって，メタ証明はメタ定理の妥当性を日本語によって検証するものである．またメタ証明に必要な直感的真理をメタ公理として明示する．メタ公理は通常は暗黙の裡に認められている．

本論文では第4章から集合論の内側に入る構成になっている．だからそれまでの内容は殆ど集合論の外側の話である．メタ定義とは既に何の断りもなく出してしまったが，集合論の外側で出てくる概念に特別の名前を付ける際にメタ定義として提示する．

メタ公理 2.3.4 (\mathcal{L}_\in の式に対する構造的帰納法). \mathcal{L}_\in の式に対する言明 X に対し (例えば (\star)),

- 原子式に対して X が言える.
- 無作為に選ばれた式 φ について, その任意の真部分式に対して X が言えると仮定すれば, φ に対しても X が言える.

ならば, いかなる式に対しても X が言える.

では定理を示す.

メタ証明.

項について s を項とすると, s が文字ならば s の始切片は s のみである. つまり (\star) が言える. s が文字でないとき,

IH (帰納法の仮定) —

s の直部分項 τ に対して, τ の始切片で \mathcal{L}_\in の項であるものは τ 自身に限られる.

と仮定する. (項の構成法より) 項 t が取れて s は

$$\text{ht}$$

と表せる. u を s の始切片で項であるものとする. u に対しても (項の構成法より) 項 v が取れて, u は

$$\text{hv}$$

と表せる. このとき v は t の始切片であり, t については (IH) より (\star) が言えるので, t と v は一致する. ゆえに s と u は一致する. ゆえに s に対しても (\star) が言える.

式について \perp については, その始切片は \perp に限られる. $\in st$ なる原子式については, その始切片は

$$\in, \in s, \in st$$

のいずれかとなるが, このうち式であるものは $\in st$ のみである. $= st$ なる原子式についても, その始切片で式であるものは $= st$ に限られる.

いま φ を任意に与えられた式とし,

IH (帰納法の仮定) —

φ の任意の真部分式 ψ に対して, ψ の始切片で \mathcal{L}_\in の式であるものは ψ 自身に限られる.

と仮定する. このとき

case1 φ が

$$\rightarrow \psi$$

なる形の式であるとき, φ の始切片で式であるものもまた

$$\rightarrow \xi$$

なる形をしている. このとき ξ は ψ の始切片であるから, (IH) より ξ と ψ は一致する. ゆえに φ の始切片で式であるものは φ 自身に限られる.

case2 φ が

$$\forall \psi \xi$$

なる形の式であるとき、 φ の始切片で式であるものもまた

$$\forall \eta \zeta$$

なる形をしている。このとき ψ と η は一方が他方の始切片であるので (IH) より一致する。すると ξ と ζ も一方が他方の始切片ということになり、(IH) より一致する。ゆえに φ の始切片で式であるものは φ 自身に限られる。

case3 φ が

$$\exists x \psi$$

なる形の式であるとき、 φ の始切片で式であるものもまた

$$\exists y \xi$$

なる形の式である。このとき x と y は一方が他方の始切片であり、これらは変項であるから前段の結果より一致する。すると ψ と χ も一方が他方の始切片ということになり、(IH) より一致する。ゆえに φ の始切片で式であるものは φ 自身に限られる。 ■

2.3.2 スコープ

φ を式とし、 s を “ $\neg, \in, \perp, \rightarrow, \vee, \wedge, \rightarrow, \exists, \forall$ ” のいずれかの記号とし、 φ に s が現れたとする。このとき、 s のその出現位置から始まる φ の部分式、ただし s が \neg である場合は部分項、を s のスコープ (scope) と呼ぶ。具体的に、 φ を

$$\rightarrow \forall x \wedge \rightarrow \in xy \in xz \rightarrow \in xz \in xy = yz$$

なる式とするとき、 φ の左から 6 番目に \in が現れるが、この \in から

$$\in xy$$

なる原子式が φ の上に現れている:

$$\rightarrow \forall x \wedge \rightarrow \color{red}{\in xy} \in xz \rightarrow \in xz \in xy = yz.$$

これは φ における左から 6 番目の記号 \in のスコープである。他にも、 φ の左から 4 番目に \wedge が現れるが、この右側に

$$\rightarrow \in xy \in xz$$

と

$$\rightarrow \in xz \in xy$$

の二つの式が続いていて、 \wedge を起点に

$$\wedge \rightarrow \in xy \in xz \rightarrow \in xz \in xy$$

なる式が φ の上に現れている:

$$\rightarrow \forall x \wedge \rightarrow \in xy \in xz \rightarrow \in xz \in xy = yz.$$

これは φ における左から 4 番目の記号 \wedge のスコープである. φ の左から 2 番目には \forall が現れて, この \forall に対して項 x と

$$\wedge \rightarrow \in xy \in xz \rightarrow \in xz \in xy$$

なる式が続き,

$$\forall x \wedge \rightarrow \in xy \in xz \rightarrow \in xz \in xy$$

なる式が φ の上に現れている:

$$\rightarrow \forall x \wedge \rightarrow \in xy \in xz \rightarrow \in xz \in xy = yz.$$

しかも \in, \wedge, \forall のスコープは上にあげた部分式のほかに取りようが無い. 上の具体例を見れば, 直感的に「現れた記号のスコープはただ一つだけ, 必ず取ることが出来る」ということが一般の式に対しても当てはまるように思えるが, 直感を排除してこれを認めるには構造的帰納法の原理が必要になる.

当然ながら \mathcal{L}_\in の式には同じ記号が何か所にも出現しうるので, 式 φ に記号 s が現れたと言ってもそれがどこの s を指定しているのかははっきりしない. しかしスコープを考える際には, φ に複数現れうる s のどれか一つを選んで, その s に終始注目しているのであり, 「その s の...」や「 s のその出現位置から...」のように限定詞を付けてそれを示唆することにする.

メタ定義 2.3.5 (\mathcal{L}_\in のスコープ). θ を \mathcal{L}_\in の項或いは式とし, 記号 s が θ に現れたとする (s は $\mathfrak{h}, \in, =, \rightarrow, \forall, \wedge, \rightarrow, \vee, \exists$ のどれかとする). このとき, s が \mathfrak{h} なら s のその位置から θ に現れる \mathcal{L}_\in の項を, s が他の記号なら s のその位置から θ に現れる \mathcal{L}_\in の式を, θ におけるその s のスコープ (scope) と呼ぶ.

メタ定理 2.3.6 (スコープの存在). φ を式, 或いは項とするとき,

- (a) \mathfrak{h} が φ に現れたとき, 項 t が得られて, \mathfrak{h} のその出現位置から $\mathfrak{h}t$ なる項が φ の上に現れる.
- (b) \in が φ に現れたとき, 項 σ と項 τ が得られて, \in のその出現位置から $\in \sigma \tau$ なる式が φ の上に現れる.
- (c) \rightarrow が φ に現れたとき, 式 ψ が得られて, \rightarrow のその出現位置から $\rightarrow \psi$ なる式が φ の上に現れる.
- (d) \forall が φ に現れたとき, 式 ψ と式 ξ が得られて, \forall のその出現位置から $\forall \psi \xi$ なる式が φ の上に現れる.
- (e) \exists が φ に現れたとき, 項 x と式 ψ が得られて, \exists のその出現位置から $\exists x \psi$ なる式が φ の上に現れる.

(b) では \in を $=$ に替えたって同じ主張が成り立つし, (d) では \forall を \wedge や \rightarrow に替えても同じである. (e) では \exists を \vee に替えても同じことが言える.

メタ証明.

case1 「項に q が現れたとき、項 t が取れて、その q の出現位置から qt がその項の部分項として現れる」—(※), を示す. s を項とするとき, s が文字ならば s に対して (※) が言える. s が文字でないとき, s の直部分項に対して (※) が言えるとする. s は文字ではないので, (項の構成法より) 項 t が取れて s は

$$qt$$

と表せる. s に現れる q とは s の左端のものであるか t の中に現れるものであるが, t は s の直部分項であって, t については (※) が言えるので, 結局 s に対しても (※) が言えるのである.

case2 $\in st$ なる式に対しては, \in のスコープは $\in st$ に他ならない. 実際, \in から始まる $\in st$ の部分式は, 項 u, v が取れて

$$\in uv$$

と書けるが, このとき u と s は一方が他方の始切片となっているので, メタ定理 2.3.2 より u と s は一致する. すると今度は v と t について一方が他方の始切片となるので, メタ定理 2.3.2 より v と t も一致する.

$\in st$ に q が現れた場合, これが s に現れているとすると, 前段より項 u が取れて, この q の出現位置から qu なる項が s の上に現れる. q が t に現れたときも同じである. 以上より $\in st$ に対して定理の主張が当てはまる.

case3 φ を任意に与えられた式として

IH (帰納法の仮定) —

φ の直部分式に対しては (a) から (e) の主張が当てはまる

と仮定する. このとき,

- φ が

$$\rightarrow \psi$$

なる形の式であるとき, q, \in, \vee, \exists が φ に現れたなら, それらは ψ の中に現れているのだから (IH) よりスコープが取れる. また φ に \rightarrow が現れた場合, その \rightarrow が ψ の中のものならば (IH) に訴えれば良いし, φ の左端の \rightarrow を指しているならスコープとして φ 自身を取れば良い.

- φ が

$$\vee \psi \chi$$

なる形の式であるとき, $q, \in, \rightarrow, \exists$ が φ に現れたなら, それらは ψ か χ の中に現れているのだから (IH) よりスコープが取れる. また φ に \vee が現れた場合, その \vee が ψ, χ の中のものならば (IH) に訴えれば良いし, φ の左端の \vee を指しているならスコープとして φ 自身を取れば良い.

- φ が

$$\exists x \psi$$

なる形の式であるとき, $q, \in, \rightarrow, \vee$ が φ に現れたなら, それらは ψ の中に現れているのだから (IH) よりスコープが取れる. また φ に \exists が現れた場合, その \exists が ψ の中のものならば (IH) に訴えれば良いし, φ の左端の \exists を指しているならスコープとして φ 自身を取れば良い. ■

始切片に関する定理からスコープの一意性を示すことが出来る。

メタ定理 2.3.7 (スコープの一意性). φ を式とし, s を $\models, \in, \perp, \rightarrow, \vee, \wedge, \rightarrow, \exists, \forall$ のいずれかの記号とし, φ に s が現れたとする. このとき φ におけるその s のスコープは唯一つである.

メタ証明.

case1 \models が φ に現れた場合, スコープの存在定理 2.3.6 より項 τ が取れて

$$\models \tau$$

なる形の項が \models のその出現位置から φ の上に現れるわけだが,

$$\models \sigma$$

なる項も \models のその出現位置から φ の上に出現しているといった場合, τ と σ は一方が他方の始切片となるわけで, 始切片のメタ定理 2.3.2 より τ と σ は一致する.

case2 \rightarrow が φ に現れた場合, これは case1 において項であったところが式に替わるだけで殆ど同じ証明となる.

case3 \forall が φ に現れた場合, 定理 2.3.6 より式 ψ, ξ が取れて

$$\forall \psi \xi$$

なる形の式が \forall のその出現位置から φ の上に現れる. ここで

$$\forall \eta \Gamma$$

なる式も \forall のその出現位置から φ の上に出現しているといった場合, まず ψ と η は一方が他方の始切片となるわけで, メタ定理 2.3.2 より ψ と η は一致する. すると今度は ξ と Γ について一方が他方の始切片となるので, 同様に ξ と Γ も一致する. \wedge や \rightarrow のスコープの一意性も同様に示される.

case4 \exists が φ に現れた場合, 定理 2.3.6 より項 x と式 ψ が取れて

$$\exists x \psi$$

なる形の式が \exists のその出現位置から φ の上に現れる. ここで

$$\exists y \xi$$

なる式も \exists のその出現位置から φ の上に出現しているといった場合, まず項 x と項 y は一方が他方の始切片となるわけで, メタ定理 2.3.2 より x と y は一致する. すると今度は ψ と ξ が一方が他方の始切片の関係となるので, この両者も一致する. \forall のスコープの一意性も同様に示される. ■

2.4 拡張

通常は集合論の言語には \mathcal{L}_E が使われる. しかし乍ら, 当然集合論と称している以上は「集合」というモノを扱っている筈なのに, 当の「集合」は \mathcal{L}_E では実体を持たない空想でしかない. どういう意味かというと,

例えば

$$\exists x \forall y (y \notin x)$$

と書けば「 $\forall y (y \notin x)$ を満たすような集合 x が存在する」と読むわけだが、その在るべき x を \mathcal{L}_\in では特定できないのである (\mathcal{L}_\in の “名詞” は変項だけなので)。しかし言語の拡張の仕方によっては、この “空虚な存在” を実在で補強することが可能になる。

言語の拡張は二段階を踏む。 x が自由に現れる式 $A(x)$ のことを x に関する “性質” と見做せば、 $A(x)$ は「 x は A である」という読み方ができる。そこで第一の拡張では、「 A である集合」が存在するならばその集合の一つを表す

$$\varepsilon x A(x)$$

なる形の項を導入する。これは Hilbert の ε 項 (**epsilon term**) と呼ばれるオブジェクトであるが、導入の意図とは裏腹に $\varepsilon x A(x)$ は性質 A を持つとは限らない。 $\varepsilon x A(x)$ が性質 A を持つのは、 A である集合が存在するとき、またその時に限られる (この点については後述のヨに関する公理によって明らかになる)。 A である集合が存在しない場合は、 $\varepsilon x A(x)$ は正体不明のオブジェクトとなる。

第二の拡張では

$$\{x \mid A(x)\}$$

なる形の項を導入する。この項の記法は内包的記法 (**intensional notation**) と呼ばれる。導入の意図は「 A である集合の全体」という意味を込めた式の対象化であって、実際に後で

$$\forall u (u \in \{x \mid A(x)\} \leftrightarrow A(u))$$

を保証する (内包性公理)。

2.4.1 ε 項

まずは ε 項を項として追加した言語 \mathcal{L}_ε に拡張する。 \mathcal{L}_ε の構成要素は以下である：

矛盾記号 \perp

論理記号 $\neg, \vee, \wedge, \rightarrow$

量子子 $\forall, \exists, \varepsilon$

述語記号 $=, \in$

変項 2.1 節のもの

\mathcal{L}_\in からの変更点は量子子に ε が加わったことである。続いて項と式の定義に移るが、帰納のステップは \mathcal{L}_\in より複雑になる：

- 変項は \mathcal{L}_ε の項である。
- \perp は \mathcal{L}_ε の式である。
- σ と τ を \mathcal{L}_ε の項とすると、 $\in st$ と $= st$ は \mathcal{L}_ε の式である。これらは \mathcal{L}_ε の原子式 (**atomic formula**) である。
- φ を \mathcal{L}_ε の式とすると、 $\neg \varphi$ は \mathcal{L}_ε の式である。
- φ と ψ を \mathcal{L}_ε の式とすると、 $\vee \varphi \psi, \wedge \varphi \psi, \rightarrow \varphi \psi$ はいずれも \mathcal{L}_ε の式である。

- x を変項とし、 φ を \mathcal{L}_ε の式とすると、 $\forall x\varphi$ と $\exists x\varphi$ は \mathcal{L}_ε の式である。
- x を変項とし、 φ を \mathcal{L}_ε の式とすると、 $\varepsilon x\varphi$ は \mathcal{L}_ε の項である。
- 以上のみが \mathcal{L}_ε の項と式である。

\mathcal{L}_ε に対して行った帰納的定義との大きな違いは、項と式の定義が循環している点にある。 \mathcal{L}_ε の式が \mathcal{L}_ε の項を用いて作られるのは当然ながら、その逆に \mathcal{L}_ε の項もまた \mathcal{L}_ε の式から作られるのである。

メタ定義 2.4.1 (ε 項). $\varepsilon x\varphi$ なる項を **ε 項 (epsilon term)** と呼ぶ。ここで x は変項であり、 φ は \mathcal{L}_ε の式である。

定義通りなら、式 φ に x が自由に現れていない場合でも $\varepsilon x\varphi$ は \mathcal{L}_ε の項である。ただしそのような項は全く無用であるから、後で実際に集合論を構築する際には排除してしまう (2.9 節参照)。

メタ定理 2.4.2. A を \mathcal{L}_ε の式とすると、 εxA なる形の ε 項は A には現れない。

もし A に εxA が現れるならば、当然 A 中の εxA にも εxA が現れるし、 A 中の εxA 中の εxA にも εxA が現れるといった具合に、この入れ子には終わりがなくなる。だが、当然こんなことは起こり得ない。

メタ証明. A が指す記号列のどの部分を切り取ってもそれは A より短い記号列であって、 εxA の現れる余地など無いからである。 ■

定義の循環によって構造が見えづらくなっているが、 \mathcal{L}_ε の項と式は次の手順で作られている。

1. \mathcal{L}_ε の式から ε 項を作り、その ε 項を第 1 世代 ε 項と呼ぶことにする。
2. 変項と第 1 世代 ε 項を項として式を作り、これらを第 2 世代の式と呼ぶことにする。また第 2 世代の式で作る ε 項を第 2 世代 ε 項と呼ぶことにする。
3. 第 n 世代の ε 項が出来たら、それらと変項を項として第 $n+1$ 世代の式を作り、第 $n+1$ 世代 ε 項を作る。ちなみに、このように考えると第 n 世代 ε 項は第 $n+1$ 世代 ε 項でもある。

\mathcal{L}_ε の項と式は以上のような帰納的構造を持っているのだから、 \mathcal{L}_ε における構造的帰納法はこれに則ったものになる。まずは粗く考察してみると、項と式に対する言明 X が与えられたとき、

1. \mathcal{L}_ε の項と式に対して X が言えて、かつ第 1 世代の ε 項に対しても X が言えることからスタートする。
2. 第 2 世代の式に対して X が言えることと、第 2 世代の ε 項に対して X が言えることを示す。
- ⋮
3. 第 n 世代までのすべての式と項に対して X が言えることを仮定して、第 $n+1$ 世代の式に対して X が言えることと、第 $n+1$ 世代の ε 項に対して X が言えることを示す。

の以上が検査出来れば、 \mathcal{L}_ε のすべての項と式に対して X が言えると結論するのは妥当である。ただし第 n 世代だとかいうカテゴライズは直感的考察を補佐するためのインフォーマルなものであり、更に簡略されたやり方でこの操作が実質的に為されることが期される。

メタ定義 2.4.3 (\mathcal{L}_E の項の部分項). τ を \mathcal{L}_E の項とすると,

- τ に現れる \mathcal{L}_E の項を τ の部分項 (subterm) と呼ぶ.
- τ 自身を除く τ の部分項を τ の真部分項 (proper subterm) と呼ぶ.
- τ の真部分項のうち, τ の他の真部分項のいずれにも格納されていない \mathcal{L}_E の項を τ の直部分項 (immediate subterm) と呼ぶ.

たとえば σ を \mathcal{L}_E の項とすると, σ は $\in \sigma \tau$ の部分項であり, 真部分項でもあり, 直部分項でもある.

メタ定義 2.4.4 (\mathcal{L}_E の式の項). φ を \mathcal{L}_E の式とすると, φ に現れる \mathcal{L}_E の項のうち, φ に現れる他の \mathcal{L}_E の項のいずれにも格納されていないものを「 φ の項」と呼ぶ.

たとえば \mathcal{L}_E の式 φ の上に ε 項 e が現れているとき, e の真部分項は φ の項ではない.

メタ定義 2.4.5 (\mathcal{L}_E の部分式). φ を \mathcal{L}_E の式とすると, φ に現れる \mathcal{L}_E の式のうち, φ に現れる ε 項のいずれにも格納されていないものを φ の部分式 (subformula) と呼ぶ. φ 自身を除く φ の部分式を特に φ の真部分式 (proper subformula) と呼ぶ.

メタ定義 2.4.6 (\mathcal{L}_E の直部分式). φ を \mathcal{L}_E の式とすると, φ の直部分式 (immediate subformula) を

- φ が $\rightarrow \psi$ なる式ならば ψ のこと,
- φ が $\forall \psi \chi, \wedge \psi \chi, \rightarrow \psi \chi$ なる式ならば ψ と χ のこと,
- φ が $\exists x \psi, \forall x \psi$ なる式ならば ψ のこと,

とする. また $\varepsilon x \psi$ なる ε 項の直部分式は ψ とする.

\mathcal{L}_E の項と式に関しては, 以上の定義と P. 8 の定義は一致する.

メタ公理 2.4.7 (\mathcal{L}_E の項と式に対する構造的帰納法). \mathcal{L}_E の項に対する言明 X と式に対する言明 Y に対し,

1. \mathcal{L}_E の項と式, および \mathcal{L}_E の式で作る ε 項に対して X 及び Y が言える.
2. φ を任意に与えられた \mathcal{L}_E の式として, φ の任意の項および真部分式に対して X および Y が言えると仮定するとき,
 - φ が $\in \sigma \tau$ なる形の原子式であるとき φ に対して Y が言える.
 - φ が $\rightarrow \varphi$ なる形の式であるとき φ に対して Y が言える.
 - φ が $\forall \psi \chi$ なる形の式であるとき φ に対して Y が言える.
 - φ が $\exists x \psi$ なる形の式であるとき φ に対して Y が言える.
 - $\varepsilon x \varphi$ なる ε 項に対して X が言える.

ならば, いかなる項と式に対しても X が言える.

メタ定義 2.4.8 (\mathcal{L}_ε の始切片). θ を \mathcal{L}_ε の項或いは式とすると、 θ の左端から切り取る一続きの記号列を θ の始切片 (**initial segment**) と呼ぶ。

メタ定理 2.4.9 (\mathcal{L}_ε の始切片の一貫性). τ を \mathcal{L}_ε の項とすると、 τ の始切片で \mathcal{L}_ε の項であるものは τ 自身に限られる。また φ を \mathcal{L}_ε の式とすると、 φ の始切片で \mathcal{L}_ε の式であるものは φ 自身に限られる。

メタ証明.

step1 \mathcal{L}_ε の式と項についてはメタ定理 2.3.2 より当座の定理の主張が従う。また φ を \mathcal{L}_ε の式とし、 τ を \mathcal{L}_ε の項とし、また τ は

$$\varepsilon x \varphi$$

なる ε 項の始切片とすると、 τ の左端は ε であるから

$$\varepsilon y \psi$$

なる形をしているはずである。すると x と y とは一方が他方の始切片となるのでメタ定理 2.3.2 より y は x に一致する。するとまた φ と ψ は一方が他方の始切片となるので一致する。つまり τ は $\varepsilon x \varphi$ そのものである。

step2 いま

IH (帰納法の仮定) —

φ の任意の項 τ に対して、その始切片で項であるものは τ に限られる。また φ の任意の真部分式 ψ に対して、その始切片で式であるものは ψ に限られる。

と仮定する。

case1 φ が

$$\in st$$

なる原子式であるとき、 φ の始切片で式であるものもまた

$$\in uv$$

なる形をしているが、 u と s は一方が他方の始切片となっているので (IH) より一致する。すると v と t も一方が他方の始切片となるので (IH) より一致する。ゆえに φ の始切片で式であるものは φ 自身に限られる。

case2 φ が

$$\rightarrow \psi$$

なる形の式であるとき、 φ の始切片で式であるものもまた

$$\rightarrow \xi$$

なる形をしている。このとき ξ は ψ の始切片であるから、(IH) より ξ と ψ は一致する。ゆえに φ の始切片で式であるものは φ 自身に限られる。

case3 φ が

$$\forall \psi \xi$$

なる形の式であるとき、 φ の始切片で式であるものもまた

$$\forall \eta \zeta$$

なる形をしている。このとき ψ と η は一方が他方の始切片となるが (IH) より一致する。すると ξ と ζ も一方が他方の始切片ということになり、(IH) より一致する。ゆえに φ の始切片で式であるものは φ 自身に限られる。

case4 φ が

$$\exists x \psi$$

なる形の式であるとき、 φ の始切片で式であるものもまた

$$\exists y \xi$$

なる形の式である。このとき x と y は一方が他方の始切片であり、これらは変項であるからメタ定理 2.3.2 より一致する。すると ψ と χ も一方が他方の始切片ということになり、(IH) より一致する。ゆえに φ の始切片で式であるものは φ 自身に限られる。

case5 $\varepsilon x \varphi$ の始切片で項であるものは

$$\varepsilon y \psi$$

なる形をしている筈である。このとき、まずメタ定理 2.3.2 より x と y は一致する。すると ψ は φ の始切片であることになるが、前段までの結果から φ と ψ は一致する。 ■

メタ定義 2.4.10 (\mathcal{L}_ε のスコープ). θ を \mathcal{L}_ε の項或いは式とし、記号 s が θ に現れたとする (s は $\mathfrak{t}, \in, =, \rightarrow, \vee, \wedge, \rightarrow, \forall, \exists, \varepsilon$ のどれかとする)。このとき、 s が \mathfrak{t} か ε なら s のその位置から θ に現れる \mathcal{L}_ε の項を、 s が他の記号なら s のその位置から θ に現れる \mathcal{L}_ε の式を、 θ におけるその s のスコープ (scope) と呼ぶ。

メタ定理 2.4.11 (\mathcal{L}_ε のスコープの存在). φ を \mathcal{L}_ε の式、或いは項とすると、

- (a) \mathfrak{t} が φ に現れたとき、変項 t が得られて、 \mathfrak{t} のその出現位置から $\mathfrak{t}t$ なる変項が φ の上に現れる。
- (b) \in が φ に現れたとき、 \mathcal{L}_ε の項 σ, τ が得られて、 \in のその出現位置から $\in \sigma \tau$ なる式が φ の上に現れる。
- (c) \rightarrow が φ に現れたとき、 \mathcal{L}_ε の式 ψ が得られて、 \rightarrow のその出現位置から $\rightarrow \psi$ なる式が φ の上に現れる。
- (d) \forall が φ に現れたとき、 \mathcal{L}_ε の式 ψ, ξ が得られて、 \forall のその出現位置から $\forall \psi \xi$ なる式が φ の上に現れる。
- (e) \exists が φ に現れたとき、変項 x と \mathcal{L}_ε の式 ψ が得られて、 \exists のその出現位置から $\exists x \psi$ なる式が φ の上に現れる。

(b) では \in を $=$ に替えたって同じ主張が成り立つし、(d) では \vee を \wedge や \rightarrow に替えても同じである。(e) では \exists を \forall に替えても同じであるのは良いとして、 ε 項の成り立ちから \exists を ε に替えても同様の主張が成り立つ。

示すのはスコープの存在だけで良い。一意性は始切片の定理からすぐに従う。実際 φ を \mathcal{L}_ε の式として、その中に ε が出現したとすると、“スコープの存在が保証されていれば！” ε のその出現位置から

$$\varepsilon x \psi$$

なる ε 項が φ の上に現れるわけだが、他の誰かが「 $\varepsilon y \xi$ という ε 項がその ε の出現位置から抜き取れるぞ」と言ってきたとしても、当然ながら x と y は一方が他方の始切片となるので一致する変項であるし (メタ定理 2.3.2), すると今度は ψ と ξ の一方が他方の始切片となるが、そのときもメタ定理 2.4.9 より両者は一致する。

メタ証明.

step1 φ が \mathcal{L}_ε の式であるときは、スコープの存在はメタ定理 2.3.6 で既に示されている。また \mathcal{L}_ε の式 ψ に対して、

$$\varepsilon x \psi$$

なる形の ε 項に対しても (a) から (e) が満たされる。実際、(b) から (e) に関しては、 $\in, \rightarrow, \vee, \exists$ は ψ の中にしか出現し得ないので、スコープの存在はメタ定理 2.3.6 により保証される。(a) については、 \mathfrak{h} は ψ の中に現れる場合と x の中に現れる場合があるが、いずれの場合もメタ定理 2.3.6 よりスコープは取れる。

step2 ここで φ を任意に与えられた \mathcal{L}_ε の式として、次の仮定を置く。

IH(帰納法の仮定) —

φ の任意の真部分式、及び φ の項である任意の ε 項の直部分式に対して (a) から (e) まで言えると仮定する。

式 φ が $\in st$ なる形の式であるとき。

case1 \mathfrak{h} が $\in st$ に現れたとしよう。 s や t が変項であれば (a) の成立は見た目通りである。 s が

$$\varepsilon x \psi$$

なる形の ε 項であって、 s にその \mathfrak{h} が現れているとしよう。 \mathfrak{h} が x に現れている場合はメタ定理 2.3.6 に訴えればよい。 \mathfrak{h} が ψ に現れている場合は、(a) の成立は (IH) から従う。

case2 \in が $\in st$ に現れたとしよう。それが左端の \in であれば、(b) の成立を言うには s と t を取れば良い。 \in が s に現れたとすれば、 s は ε 項であることになり、変項 x と \mathcal{L}_ε の式 ψ が取れて、 s は

$$\varepsilon x \psi$$

と表せる。 \in は ψ に現れるので、(IH) より \mathcal{L}_ε の項 u, v が取れて、 \in のその出現位置から $\in st$ なる式が ψ の上に現れる。 \in が t に現れる場合も同様に (b) の成立が言える。

case3 $\in st$ に論理記号 ($\neg, \vee, \wedge, \rightarrow, \exists, \forall$ のいずれか) が現れたとしよう。そしてその現れた記号を便宜上 σ と書こう。 σ の出現位置が s にあるとすれば、そのことは s が

$$\varepsilon x \psi$$

なる形の ε 項であることを意味する．当然 σ は ψ の中にあるわけで，(c) もしくは (d) の成立は (IH) から従う．

case4 $\in st$ に ε が現れたとしよう． ε の出現位置が s にあるとすれば，そのことは s が

$$\varepsilon x\psi$$

なる形の ε 項であることを意味する． ε の出現位置が s の左端である場合，(e) の成立を言うにはこの x と ψ を取れば良い． ε が ψ の中にある場合は，(e) の成立は (IH) から従う．

- step3 式 φ が $\neg\psi$ なる形のとき， φ に現れた記号は左端の \neg であるか，そうでなければ ψ の中に現れる．左端の \neg のスコープは φ 自身である． ψ に現れた記号のスコープの存在は (IH) により保証される．
- step4 式 φ が $\vee\psi\xi$ なる形のとき， φ に現れた記号は左端の \vee であるか，そうでなければ $\psi\xi$ の中に現れる．左端の \vee のスコープは φ 自身である． $\psi\xi$ に現れた記号のスコープの存在は (IH) により保証される．
- step5 式 φ が $\exists x\psi$ なる形のとき， φ に現れた記号は左端の \exists であるか，そうでなければ ψ の中に現れる．左端の \exists のスコープは φ 自身である． ψ に現れた記号のスコープの存在は (IH) により保証される． ■

2.4.2 内包項

本論文における主流の言語は次に定める \mathcal{L} である． \mathcal{L} の最大の特徴は

$$\{x \mid \varphi(x)\}$$

なる形のオブジェクトが“正式に”項となることである．他の集合論の本では $\{x \mid \varphi(x)\}$ なる項はインフォーマルに導入されることもあるが，インフォーマルなものでありながらこの種のオブジェクトはいたるところで堂々と登場するので，やはりフォーマルに導入するのが順当である．

メタ定義 2.4.12 (内包項). $\{x \mid \varphi\}$ なる形の記号列を内包項と呼ぶ．ここで x は変項であり， φ は \mathcal{L}_ε の式である．

定義通りなら， $\{x \mid y = y\}$ のように式 φ に x が自由に現れていない場合でも $\{x \mid \varphi\}$ は \mathcal{L} の項である．ただしそのような項は全く無用であるから，後で実際に集合論を構築する際には排除してしまう (2.9 節参照)． \mathcal{L} の構成要素は以下のものである．

矛盾記号 \perp

論理記号 $\neg, \vee, \wedge, \rightarrow$

量化子 \forall, \exists

述語記号 $=, \in$

変項 2.1 節のもの

ε 項 \mathcal{L}_ε の項

内包項 上述のもの

\mathcal{L} の項と式の構成規則は \mathcal{L}_\in のものと大差ない．

項 変項， ε 項，それと内包項は \mathcal{L} の項である．またこれらのみが \mathcal{L} の項である．

によって正式に定義される．

- 式
- \perp は \mathcal{L} の式である.
 - σ と τ を \mathcal{L} の項とすると、 $\in st$ と $= st$ は \mathcal{L} の式である. これらは \mathcal{L} の原子式 (**atomic formula**) である.
 - φ を \mathcal{L} の式とすると、 $\neg\varphi$ は \mathcal{L} の式である.
 - φ と ψ を \mathcal{L} の式とすると、 $\forall\varphi\psi, \wedge\varphi\psi, \rightarrow\varphi\psi$ はいずれも \mathcal{L} の式である.
 - x を変項とし、 φ を \mathcal{L} の式とすると、 $\forall x\varphi$ と $\exists x\varphi$ は \mathcal{L} の式である.

メタ定義 2.4.13 (\mathcal{L} の項の部分項). τ を \mathcal{L} の項とすると、

- τ に現れる \mathcal{L} の項を τ の部分項 (**subterm**) と呼ぶ.
- τ 自身を除く τ の部分項を τ の真部分項 (**proper subterm**) と呼ぶ.
- τ の真部分項のうち、 τ に現れる他の \mathcal{L} の項のいずれにも格納されていないものを直部分項 (**immediate subterm**) と呼ぶ.

メタ定義 2.4.14 (\mathcal{L} の式の部分項). φ を \mathcal{L} の式とすると、 φ に現れる \mathcal{L} の項のうち、 φ の上に現れる他の \mathcal{L} の項のいずれにも格納されていないものを「 φ の項」と呼ぶ.

メタ定義 2.4.15 (\mathcal{L} の部分式). φ を \mathcal{L} の式とすると、 φ に現れる \mathcal{L} の式のうち、 φ に現れる ε 項と内包項のいずれにも格納されていないものを φ の部分式 (**subformula**) と呼ぶ. φ 自身を除く φ の部分式を特に φ の真部分式 (**proper subformula**) と呼ぶ.

メタ定義 2.4.16 (\mathcal{L} の直部分式). φ を \mathcal{L} の式とすると、 φ の直部分式 (**immediate subformula**) を

- φ が $\rightarrow\psi$ なる式ならば ψ のこと,
- φ が $\forall\psi\chi, \wedge\psi\chi, \rightarrow\psi\chi$ なる式ならば ψ と χ のこと,
- φ が $\exists x\psi, \forall x\psi$ なる式ならば ψ のこと,

とする. また $\varepsilon x\psi$ なる ε 項の直部分式は ψ とし、 $\{x \mid \psi\}$ なる内包項の直部分式も ψ とする.

上の定義は、 \mathcal{L}_\in の項と式に関しては、P. 8 のものと一致し、 \mathcal{L}_ε の項と式に関しては、P. 18 のものと一致する.

メタ定理 2.4.17. \mathcal{L}_\in の式は \mathcal{L}_ε の式であり、また \mathcal{L}_ε の式は \mathcal{L} の式である.

メタ証明.

step1 式の構成法より \mathcal{L}_\in の原子式は \mathcal{L}_ε の式である. また φ を任意に与えられた \mathcal{L}_\in の式とすると、

IH (帰納法の仮定) —

φ のすべての真部分式は \mathcal{L}_ε の式である

と仮定すると、 φ が

case1 $\rightarrow\psi$

case2 $\vee\psi\chi$

case3 $\exists x\psi$

のいずれの形の式であっても、 ψ も χ も (IH) より \mathcal{L}_E の式であるから、式の構成法より φ 自信も \mathcal{L}_E の式である。ゆえに \mathcal{L}_E の式は \mathcal{L}_E の式である。

step2 \mathcal{L}_E の式が \mathcal{L} の式であることを示す。まず、 \mathcal{L} の式の構成において使える項を変項に制限すれば全ての \mathcal{L}_E の式が作られるのだから \mathcal{L}_E の式は \mathcal{L} の式である。また φ を任意に与えられた \mathcal{L}_E の式とするとき、

IH (帰納法の仮定) —

φ のすべての真部分式は \mathcal{L} の式である

と仮定すると (今回は予め \mathcal{L}_E の項は \mathcal{L} の項とされているので、真部分式に対する仮定のみで十分である),

case1 φ が $\in\sigma\tau$ なる形の原子式であるとき、 σ も τ も \mathcal{L} の項であるから $\in\sigma\tau$ は \mathcal{L} の式である。

case2 φ が $\rightarrow\psi$ なる形の式であるとき、(IH) より ψ は \mathcal{L} の式であるから $\rightarrow\psi$ も \mathcal{L} の式である。

case3 φ が $\vee\psi\chi$ なる形の式であるとき、(IH) より ψ も χ も \mathcal{L} の式であるから $\vee\psi\chi$ も \mathcal{L} の式である。

case4 φ が $\exists x\psi$ なる形の式であるとき、(IH) より ψ は \mathcal{L} の式であるから $\exists x\psi$ も \mathcal{L} の式である。となる。ゆえに \mathcal{L}_E の式は \mathcal{L} の式である。 ■

メタ公理 2.4.18 (\mathcal{L} の式に対する構造的帰納法). \mathcal{L} の式に対する言明 X に対し、

- 原子式に対して X が言える。
- 無作為に選ばれた式 φ について、その全ての真部分式に対して X が言えると仮定すれば、 φ に対しても X が言える。

ならば、いかなる式に対しても X が言える。

\mathcal{L} の項は帰納的な構成になっていないので構造的帰納法は不要である。

メタ定義 2.4.19 (\mathcal{L} の始切片). θ を \mathcal{L} の項或いは式とすると、 θ の左端から切り取る一続きの記号列を θ の始切片 (initial segment) と呼ぶ。

メタ定理 2.4.20 (\mathcal{L} の始切片の一意性). τ を \mathcal{L} の項とすると、 τ の始切片で \mathcal{L} の項であるものは τ 自信に限られる。また φ を \mathcal{L} の式とすると、 φ の始切片で \mathcal{L} の式であるものは φ 自信に限られる。

メタ証明.

項について τ を項とすると、 τ が変項ならばメタ定理 2.3.2 によって、 τ が \mathcal{L}_E の項ならばメタ定理 2.4.9

によって、 τ の始切片で \mathcal{L} の項であるものは τ 自身に限られる。 τ が

$$\{x \mid \varphi\}$$

なる内包項である場合、 τ の始切片で項であるものも

$$\{y \mid \psi\}$$

なる形をしている。メタ定理 2.3.2 より x と y が一致し、メタ定理 2.4.9 より φ と ψ も一致するので、この場合も τ の始切片で項であるものは τ 自身に限られる。

式について $\in st$ なる原子式については、その始切片で式であるものは

$$\in uv$$

なる形をしているが、前段の結果より s と u 、 t と v は一致する。 $\in st$ なる原子式についても、その始切片で \mathcal{L} の式であるものは $\in st$ に限られる。

いま φ を任意に与えられた \mathcal{L} の式とし、

IH (帰納法の仮定) —

φ に現れる任意の真部分式 ψ に対して、その始切片で式であるものは ψ に限られる。

と仮定する。このとき

case1 φ が

$$\rightarrow \psi$$

なる形の式であるとき、 φ の始切片で式であるものもまた

$$\rightarrow \xi$$

なる形をしている。このとき ξ は ψ の始切片であるから、(IH) より ξ と ψ は一致する。ゆえに φ の始切片で式であるものは φ 自身に限られる。

case2 φ が

$$\forall \psi \xi$$

なる形の式であるとき、 φ の始切片で式であるものもまた

$$\forall \eta \zeta$$

なる形をしている。このとき ψ と η は一方が他方の始切片であるので (IH) より一致する。すると ξ と ζ も一方が他方の始切片ということになり、(IH) より一致する。ゆえに φ の始切片で式であるものは φ 自身に限られる。

case3 φ が

$$\exists x \psi$$

なる形の式であるとき、 φ の始切片で式であるものもまた

$$\exists y \xi$$

なる形の式である。このとき x と y は一方が他方の始切片であり、これらは変項であるからメタ定理 2.3.2 より一致する。すると ψ と χ も一方が他方の始切片ということになり、(IH) より一致する。ゆえに φ の始切片で式であるものは φ 自身に限られる。 ■

メタ定義 2.4.21 (\mathcal{L} のスコープ). θ を \mathcal{L} の項或いは式とし, 記号 s が θ に現れたとする (s は $\mathbf{q}, \in, =, \rightarrow, \vee, \wedge, \rightarrow, \forall, \exists, \varepsilon, \{, |, \}$ のどれかとする). このとき, θ におけるその s のスコープ (scope) とは次のいずれかを指す:

- s が $\mathbf{q}, \varepsilon, \{$ のどれかなら, s のその位置から θ に現れる \mathcal{L} の項.
- s が $\in, =, \rightarrow, \vee, \wedge, \rightarrow, \forall, \exists$ のどれかなら, s のその位置から θ に現れる \mathcal{L} の式.
- s が $|$ なら, s のその出現位置を跨いで φ の上に現れる $\{x \mid \psi\}$. つまり s とは $\{x \mid \psi\}$ の中心線 $|$ のことである.
- s が $\}$ なら, s のその出現位置を右端にして φ の上に現れる $\{x \mid \psi\}$. つまり s とは $\{x \mid \psi\}$ の右端の $\}$ のことである.

次のメタ定理によって “ $\mathbf{q}, \{, |, \}, \in, \rightarrow, \vee, \wedge, \rightarrow, \exists, \forall, \varepsilon$ ” の全ての記号に対してスコープが取れることが保証される.

取れるスコープの唯一性はメタ定理 2.4.20 からすぐに従い, その証明は \mathcal{L}_\in や \mathcal{L}_ε の場合と殆ど同様であるが, “ $|$ ” と “ $\}$ ” のスコープの唯一性について書いておくと

- φ の中で “ $|$ ” のスコープ $\{x \mid \psi\}$ と $\{y \mid \chi\}$ が取れたとすれば, ψ と χ は φ の中で同じ位置から始まる式であるからメタ定理 2.4.9 より一致する. また x と y は変項であるからその中に “ $\{$ ” が現れるはずはなく, x と y も一致すると判る.
- φ の中で “ $\}$ ” のスコープ $\{x \mid \psi\}$ と $\{y \mid \chi\}$ が取れたとすれば, ψ と χ は \mathcal{L}_ε の式であるからその中に “ $|$ ” が現れるはずはなく, 両者は一致していなくてはならない. すると上と同様に x と y も一致していなくてはならない.

メタ定理 2.4.22 (\mathcal{L} のスコープの存在). φ を \mathcal{L} の式, 或いは \mathcal{L} の項とすると,

- \mathbf{q} が φ に現れたとき, 変項 t が得られて, \mathbf{q} のその位置から $\mathbf{q}t$ なる項が φ の上に現れる.
- $\{$ が φ に現れたとき, 変項 x と \mathcal{L} の式 ψ が得られて, $\{$ のその出現位置から $\{x \mid \psi\}$ なる項が φ の上に現れる.
- $|$ が φ に現れたとき, 変項 x と \mathcal{L} の式 ψ が得られて, $|$ のその出現位置を跨いで $\{x \mid \psi\}$ なる項が φ の上に現れる.
- $\}$ が φ に現れたとき, 変項 x と \mathcal{L} の式 ψ が得られて, $\}$ のその出現位置右端にして $\{x \mid \psi\}$ なる項が φ の上に現れる.
- \in が φ に現れたとき, \mathcal{L} の項 σ, τ が得られて, \in のその出現位置から $\in \sigma \tau$ なる式が φ の上に現れる.
- \rightarrow が φ に現れたとき, \mathcal{L} の式 ψ が得られて, \rightarrow のその出現位置から $\rightarrow \psi$ なる式が φ の上に現れる.
- \vee が φ に現れたとき, \mathcal{L} の式 ψ, ξ が得られて, \vee のその出現位置から $\vee \psi \xi$ なる式が φ の上に現れる.
- \exists が φ に現れたとき, 変項 x と \mathcal{L} の式 ψ が得られて, \exists のその出現位置から $\exists x \psi$ なる式が φ の上に現れる.

メタ証明.

case1 $\in st$ なる原子式に対しては,

- $\models, \rightarrow, \vee, \exists$ が現れたとすれば, それらは s か t の中に現れているのであり, メタ定理 2.3.6 とメタ定理 2.4.11 よりそれらのスコープは取れる. 仮に s と t の一方が

$$\{x \mid \psi\}$$

なる内包項であるとしても, $\models, \rightarrow, \vee, \exists$ が現れうるのは x 或いは ψ の中であるから, スコープの存在は上記のメタ定理に訴えればよい.

- $\in st$ に \in が現れたとすれば, それが s, t の中のものならば上記の定理によってスコープは取れるし, それが $\in st$ の左端の \in を指しているなら $\in st$ 自身をスコープとして取れば良い.
- $\in st$ に $\{, \mid, \}$ が現れたとすれば, s と t の少なくとも一方は

$$\{x \mid \psi\}$$

なる項であることになるので, スコープとしてこの内包項を取れば良い.

case2 φ を任意に与えられた \mathcal{L} の式として φ を任意に与えられた式として

IH (帰納法の仮定) —

φ の全ての真部分式に対しては (a) から (h) の主張が当てはまる

と仮定する. このとき,

- φ が

$$\rightarrow \psi$$

なる形の式であるとき, $\models, \{, \mid, \}, \in, \rightarrow, \exists$ が φ に現れたなら, それらは ψ の中に現れているのだから (IH) よりスコープが取れる. また φ に \rightarrow が現れた場合, その \rightarrow が ψ の中のものならば (IH) に訴えれば良いし, φ の左端の \rightarrow を指しているならスコープとして φ 自身を取れば良い.

- φ が

$$\vee \psi \chi$$

なる形の式であるとき, $\models, \{, \mid, \}, \in, \rightarrow, \exists$ が φ に現れたなら, それらは ψ か χ の中に現れているのだから (IH) よりスコープが取れる. また φ に \vee が現れた場合, その \vee が ψ, χ の中のものならば (IH) に訴えれば良いし, φ の左端の \vee を指しているならスコープとして φ 自身を取れば良い.

- φ が

$$\exists x \psi$$

なる形の式であるとき, $\models, \{, \mid, \}, \in, \rightarrow, \vee$ が φ に現れたなら, それらは ψ の中に現れているのだから (IH) よりスコープが取れる. また φ に \exists が現れた場合, その \exists が ψ の中のものならば (IH) に訴えれば良いし, φ の左端の \exists を指しているならスコープとして φ 自身を取れば良い. ■

2.5 中置記法

たとえば $\in st$ なる原子式は「 s は t の要素である」と読むのだから、 s が t の中にあるというイメージ通りに

$$s \in t$$

と書きかえる方が見やすくなる。同じように、 $\forall \varphi \psi$ なる式も「 φ または ψ 」と読むのだから

$$\varphi \vee \psi$$

と書きかえる方が見やすくなる。 $\rightarrow \forall \varphi \psi \wedge \chi \xi$ のように長い式も、上の作法に倣えば

$$\rightarrow \forall \varphi \psi \wedge \chi \xi$$

$$\rightarrow \varphi \vee \psi \chi \wedge \xi$$

$$\varphi \vee \psi \rightarrow \chi \wedge \xi$$

と書きかえると見やすくなるが、一々色分けするわけにもいかないので“(”と”)”を使って

$$(\varphi \vee \psi) \rightarrow (\chi \wedge \xi)$$

と書くようにすれば良い。

中置記法 (infix notation)

\mathcal{L} の式は以下の手順で中置記法に変換する。

1. $\in st$ なる形の原子式は $s \in t$ と変換する。 $= st$ も同様に変換する。
2. $\rightarrow \varphi$ なる形の式は、 φ の中置記法への変換 $\widehat{\varphi}$ を用いて $\rightarrow(\widehat{\varphi})$ と変換する。
3. $\forall \varphi \psi$ なる形の式は、 φ, ψ の中置記法への変換 $\widehat{\varphi}, \widehat{\psi}$ を用いて $(\widehat{\varphi}) \vee (\widehat{\psi})$ と変換する。 $\wedge \varphi \psi$ と $\rightarrow \varphi \psi$ の形の式も同様に変換する。
4. $\exists x \varphi$ なる形の式は、 φ の中置記法への変換 $\widehat{\varphi}$ を用いて $\exists x(\widehat{\varphi})$ と変換する。 $\forall x \varphi, \varepsilon x \varphi$ なる形の式や項も同様にする。
5. $\{x \mid \varphi\}$ なる形の項は、 φ の中置記法への変換 $\widehat{\varphi}$ を用いて $\{x \mid \widehat{\varphi}\}$ と変換する。

中置記法はあくまでも表示用の記法であって、扱う項や式の“本来の姿”は前節までの前置記法 (prefix notation) で書かれたものである。

上の変換法では、たとえば $\rightarrow \forall \varphi \psi \wedge \chi \xi$ なる式は

$$((\widehat{\varphi}) \vee (\widehat{\psi})) \rightarrow ((\widehat{\chi}) \wedge (\widehat{\xi}))$$

となるが、括弧はあくまで式の境界の印として使うものであるから、内側の括弧は外して

$$(\widehat{\varphi} \vee \widehat{\psi}) \rightarrow (\widehat{\chi} \wedge \widehat{\xi})$$

と書く方が良い。

$\wedge \vee \exists x \varphi \psi \rightarrow \rightarrow \chi \in st$ なる式を変換すると

$$((\exists x(\widehat{\varphi})) \vee (\widehat{\psi})) \wedge (\rightarrow((\widehat{\chi}) \rightarrow (s \in t)))$$

となるが、これも内側の括弧および $\rightarrow \dots$ を囲う括弧は外して

$$(\exists x(\widehat{\varphi}) \vee \widehat{\psi}) \wedge \rightarrow(\widehat{\chi} \rightarrow s \in t)$$

と書く。

あまり括弧が連なると読みづらくなるので、

$$(\varphi \vee \psi) \rightarrow (\chi)$$

なる形の式は

$$\varphi \vee \psi \rightarrow \chi$$

に、同様に

$$(\varphi) \rightarrow (\psi \vee \chi)$$

なる形の式は

$$\varphi \rightarrow \psi \vee \chi$$

とも書く。また \vee が \wedge であっても同じように括弧を省く。

$$\exists x(\rightarrow(\varphi))$$

なる式は

$$\exists x \rightarrow(\varphi)$$

とも書き、 \exists が \forall や ε であっても同じように括弧を省く。

2.6 量化

φ を \mathcal{L} の式とする。もし φ に \forall が現れたら、その \forall に後続する変項 x と式 ψ が取れるが、そのとき x は

$$\forall x \psi$$

の中で「量化されている」(**quantified**) や「束縛されている」(**bound**) という。同様に φ の中に \exists や ε が現れたら、その \exists (または ε) の直後にくる変項は、「その \exists (または ε) のスコープの中で束縛されている」といい、また φ の中に

$$\{x \mid \psi\}$$

なる内包項が現れたら、 x は「この内包項の中で束縛されている」という。他方で ψ の中に x とは別の変項が現れていても、その変項は $\forall x \psi$, $\exists x \psi$, $\varepsilon x \psi$, $\{x \mid \psi\}$ の中では「束縛されていない」と解釈する。まとめれば、 $\forall, \exists, \varepsilon$, そして $\{$ は直後に来る変項のみをそのスコープ内で束縛しているのである。たとえば

$$\forall x(x \in y)$$

においては x は束縛されているし、

$$\{u \mid u = z\}$$

において u は束縛されている。束縛は二重に行われることもある。例えば

$$\forall x(\forall x(x \in y) \rightarrow (x \in z))$$

なる式においては、 $\forall x(x \in y)$ にある x は上式で一番左の \forall のスコープ内の x でもあるので、これらの x は二重に束縛されていることになる。仮に「何重にも束縛されている場合は最も広いスコープで束縛されていることにする」と決めても良いが、ただし重要なのは変項が束縛されているか否かであって、それが二重でも三重でもどうでも構わない。

上の例では y と z は束縛されていないが、考えている項や式の中で束縛されていない変項を自由な (**free**) 変項と呼ぶ。現れる変項が自由であるか否かは当然その出現位置に依存しているのであり、たとえば

$$\forall x(x \in y) \rightarrow (x \in z)$$

なる式では左の二つの x が束縛されている一方で右の x は自由であるように、同じ変項が複数個所に現れる場合はその変項が束縛されているか自由であるかは一概には言えない。式 φ の中に束縛されていない変項が現れている場合は、その変項が“その位置”に現れていることを自由な出現 (**free occurrence**) と呼ぶ。

メタ定義 2.6.1 (文). 自由な変項が現れない \mathcal{L} の式を文 (**sentence**) や閉式 (**closed formula**) と呼ぶ。

メタ定理 2.6.2 (部分式を取り替えても式). φ を \mathcal{L} の式とし、 ψ を φ の部分式 (定義 2.4.15) とし、 χ を \mathcal{L} の式とする。このとき、 φ の ψ の部分を一か所だけ χ に差し替えて得られる記号列 $\tilde{\varphi}$ は \mathcal{L} の式である。また ψ に自由に現れる変項が χ にも自由に現れ、逆に χ に自由に現れる変項が ψ にも自由に現れるなら、 φ に自由に現れる変項は全て $\tilde{\varphi}$ にも自由に現れ、逆に $\tilde{\varphi}$ に自由に現れる変項も全て φ にも自由に現れる。

主張の「 \mathcal{L} 」の部分「 \mathcal{L}_\in 」或いは「 \mathcal{L}_ε 」に替えても同様の証明でこの定理は成立する。

メタ証明.

step1 φ が原子式である場合、 ψ とは φ 自身のことである。従って $\tilde{\varphi}$ は χ となり、これは \mathcal{L} の式である。当然、 φ に自由に現れる変項は全て $\tilde{\varphi}$ にも自由に現れ、逆に $\tilde{\varphi}$ に自由に現れる変項も全て φ にも自由に現れる。

step2 φ が原子式でないとき、

IH (帰納法の仮定) —

φ の任意の真部分式 η に対して、その部分式の一つを \mathcal{L} の他の式に差し替えて得られる記号列 $\tilde{\eta}$ は \mathcal{L} の式である。また差し替え前後の部分式に自由に現れる変項が一致しているならば、 η と $\tilde{\eta}$ に自由に現れる変項も一致する

と仮定する。このとき

case1 φ が

$$\rightarrow \xi$$

なる式のとき、 ψ は φ 自身であるか、 ξ の部分式である。前者の場合は $\tilde{\varphi}$ は χ となるので $\tilde{\varphi}$ は \mathcal{L} の式であり、また ψ と χ に自由に現れる変項が一致していれば φ と $\tilde{\varphi}$ に自由に現れる変項も

一致する。後者の場合は、 ξ に現れる ψ を χ に差し替えた記号列 $\tilde{\xi}$ は (IH) より \mathcal{L} の式であって、 $\tilde{\varphi}$ は

$$\rightarrow \tilde{\xi}$$

なる記号列であるからこれも \mathcal{L} の式である。また ψ と χ に自由に現れる変項が一致していれば、(IH) より ξ と $\tilde{\xi}$ に自由に現れる変項も一致するので、 φ と $\tilde{\varphi}$ 自由に現れる変項も一致する。

case2 φ が

$$\forall \xi \zeta$$

なる式のと看、 ψ は φ 自身であるか、 ξ 或いは ζ の部分式である。前者の場合は $\tilde{\varphi}$ は χ となるので $\tilde{\varphi}$ は \mathcal{L} の式であり、また ψ と χ に自由に現れる変項が一致していれば φ と $\tilde{\varphi}$ に自由に現れる変項も一致する。後者の場合は、差し替えられる ψ が ξ に現れているとして、 ξ のその ψ の部分を χ に差し替えた記号列 $\tilde{\xi}$ は (IH) より \mathcal{L} の式であって、 $\tilde{\varphi}$ は

$$\forall \tilde{\xi} \zeta$$

なる記号列となる。その ψ が ζ に現れていれば $\tilde{\varphi}$ は

$$\forall \xi \tilde{\zeta}$$

なる記号列となる。ゆえに $\tilde{\varphi}$ は \mathcal{L} の式である。また ψ と χ に自由に現れる変項が一致していれば、(IH) より ξ と $\tilde{\xi}$ (もしくは ζ と $\tilde{\zeta}$) に自由に現れる変項は一致するので、 φ と $\tilde{\varphi}$ 自由に現れる変項も一致する。

case3 φ が

$$\exists x \xi$$

なる式のと看、 ψ は φ 自身であるか、 ξ の部分式である。前者の場合は $\tilde{\varphi}$ は χ となるので $\tilde{\varphi}$ は \mathcal{L} の式であり、また ψ と χ に自由に現れる変項が一致していれば φ と $\tilde{\varphi}$ に自由に現れる変項も一致する。後者の場合は、 ξ に現れる ψ の部分を χ に置き換えた記号列 $\tilde{\xi}$ は (IH) より \mathcal{L} の式であって、 $\tilde{\varphi}$ は

$$\exists x \tilde{\xi}$$

なる記号列であるからこれも \mathcal{L} の式である。また ψ と χ に自由に現れる変項が一致していれば、(IH) より ξ と $\tilde{\xi}$ に自由に現れる変項も一致するので、 φ と $\tilde{\varphi}$ 自由に現れる変項も一致する。 ■

2.7 代入

変項とは束縛されうる項であったが、別の項を代入されうる項でもある。代入とは別の項で置き換えるということであり、また代入されうるのは式の中で自由な変項のみである。ただし、代入には「式の中の自由な変項を別の変項に取り替えても式の意味を変えてはならない」という大前提がある。たとえば

$$\forall u (u \in x)$$

という式で考察すると、この式で x は自由であるから別の項を代入して良いのであり、 z を代入すれば

$$\forall u (u \in z)$$

となる。そしてこの場合はどちらの式も意味は同じである。意味が同じであるとは量化してみれば一目瞭然であって、両式を全称記号で量化すれば

$$\begin{aligned} \forall x \forall u (u \in x), \\ \forall z \forall u (u \in z) \end{aligned}$$

はどちらも「どの集合も、全ての集合を要素に持つ」と解釈され、両式を存在記号で量化すれば

$$\begin{aligned} \exists x \forall u (u \in x), \\ \exists z \forall u (u \in z) \end{aligned}$$

はどちらも「或る集合は、全ての集合を要素に持つ」と解釈される。ところが x に u を代入すると

$$\forall u (u \in u)$$

となり、これは「全ての集合は自分自身を要素に持つ」という意味に変わる。つまり先の大前提に立てば、代入する際には代入後に束縛されてしまう変項を持って来てはいけないのである。

代入するのは変項だけではない。 ε 項や内包項だって上の x に代入して良い。ただし上と同様の注意が必要で、 ε 項や内包項に u が自由に現れている場合とそうでない場合では代入後の式の意味が分かれてしまうので、代入して良い項は u が自由に現れていないものに限る。

以上の考察を一般的な代入規則に敷衍して言えば、

代入可能な項

φ を \mathcal{L} の式とし、 x を φ に自由に現れる変項とし、 τ を \mathcal{L} の項とする。このとき「 φ に自由に現れる x に τ を代入する」とは、特筆が無い限り φ に自由に現れる全ての x に τ を代入することであって、その際に τ が満たすべき条件は

- τ が変項ならば τ は φ に代入されたどの箇所でも自由である
- τ が ε 項や内包項である場合は、 τ の中に自由に現れる変項があったとしても、それらは全て τ が代入されたどの箇所でも束縛されない
- φ に現れる ε 項或いは内包項の中に x が自由に現れる場合、 τ は内包項であってはならない

とする。 τ がこの条件を満たすとき、「 τ は φ の中で x への代入について自由である」という。

φ に自由に現れる x に τ を代入した後の式を

$$\varphi(x/\tau)$$

と書く (x/τ は “replace x by τ ” の順)。特に φ の中に自由に現れている変項が x だけである場合は、 $\varphi(x/\tau)$ を

$$\varphi(\tau)$$

とも書く。 τ が x 自身である場合は $\varphi(x)$ は φ そのものであるが、「 φ に自由に現れているのは x だけである」ということを強調するために

$$\varphi(x)$$

と書くことも多い。 φ に別の変項 y が現れていて、 y に項 σ を代入するときは、

$$\varphi(x/\tau)(y/\sigma)$$

を

$$\varphi(x/\tau, y/\sigma)$$

とも書く。特に φ の中に自由に現れている変項が x と y だけである場合は、 τ と σ の代入先がはっきりしていれば

$$\varphi(\tau, \sigma)$$

とも書くし、「 φ に自由に現れているのは x と y だけである」ということを強調するために

$$\varphi(x, y)$$

と書くことも多い。 φ に x が自由に現れていない場合でも $\varphi(x/\tau)$ などと書かれていたら、その式は φ のことであると理解する。

2.8 類

元々の意図としては、例えば x のみが自由に現れる式 $\varphi(x)$ に対して「 $\varphi(x)$ を満たすいずれかの集合 x 」という意味を込めて

$$\varepsilon x \varphi(x)$$

を作ったのだし、「 $\varphi(x)$ を満たす集合 x の全体」という意味を込めて

$$\{x \mid \varphi(x)\}$$

を作ったのである。つまりこの場合の $\varepsilon x \varphi(x)$ と $\{x \mid \varphi(x)\}$ は“意味を持っている”わけである。これが、もし x とは別の変項 y が φ に自由に現れているとすれば、 $\varepsilon x \varphi$ も $\{x \mid \varphi\}$ も y に依存してしまい意味が定まらなくなる。というのも、変項とは代入可能な項であるから、 y に代入する項ごとに $\varepsilon x \varphi$ と $\{x \mid \varphi\}$ は別の意味を持ち得るのである。また項が閉じていても意味不明な場合がある。たとえば

$$\varepsilon y \forall x (x = x)$$

や

$$\{y \mid \forall x (x = x)\}$$

なる項は閉じてはいるが、導入の意図には適っていない。意味不明ながらこういった項が存在しているのは導入時にこれらを排除する面倒を避けたからであり、また一旦すべてを作り終えた後で余計なものを捨てる方が楽だからである。とりあえず、導入の意図に適っている項は特別の名前を持っているべきである。

定義 2.8.1 (類). φ を \mathcal{L}_E の式とし、 x を変項とし、 φ には x のみ自由に現れているとすると、 $\varepsilon x \varphi(x)$ と $\{x \mid \varphi(x)\}$ を類 (**class**) と呼ぶ。またこれらのみが類である。

類には二種類あるので、それらも名前を分けておく。

定義 2.8.2 (主要 ε 項). 類である ε 項を主要 ε 項 (**critical epsilon term**) と呼ぶ.

主要 ε 項はいかなる場合も代入可能である. また後述することだが, 本論文における集合とは, 主要 ε 項が主要 ε 項に等しい類のことである (定理 4.1.3).

定義 2.8.3 (主要内包項). 類である内包項を主要内包項と呼ぶ.

内包項に関しては便宜上自由な変項の出現も許すことにするが, たとえば $\{x \mid \varphi\}$ と書いたら少なくとも x は φ に自由に現れているべきであり, この意味で性質の良い内包項に対しても特別な名前を付けておく.

定義 2.8.4 (正則内包項). φ を \mathcal{L}_ε の式とし, x を変項とし, φ に x が自由に現れているとすると, $\{x \mid \varphi\}$ を正則内包項と呼ぶ.

2.9 扱う式の制限

式の制限

以降で扱う \mathcal{L} の項と式に対して, 特筆が無い限り次が満たされていることを約束する:

- 式に現れる ε 項は全て主要 ε 項である.
- 式に現れる内包項は全て正則内包項である.
- 項或いは式の上に現れる $\forall x\psi, \exists x\psi$ なる形の式は, ψ の中に x が自由に現れている.

項の中に現れる ε 項も, 項の中の項の中に現れる ε 項も, 現れうる ε 項は全て主要 ε 項である.

メタ定理 2.9.1 (\mathcal{L}_ε の式に代入後も \mathcal{L}_ε の式). φ を \mathcal{L}_ε の式とし, x を φ に自由に現れる変項とし, a を φ の中で x への代入について自由である \mathcal{L}_ε の項 (変項または主要 ε 項) とする. このとき $\varphi(x/a)$ は \mathcal{L}_ε の式である.

メタ証明.

step1 φ が原子式であるとき, 例えば φ が

$$x \in b$$

なる式であれば, $\varphi(x/a)$ は

$$a \in b$$

なる式である (b が x ならば $\varphi(x/a)$ は $a \in a$ となる. b が x でないならば b は変項か主要 ε 項なので $\varphi(x/a)$ は $a \in b$ となる). 他の場合も同様に $\varphi(x/a)$ が \mathcal{L}_ε の式であると判る.

step2 φ が原子式でないとき,

IH (帰納法の仮定)

φ の任意の真部分式 ψ に対して $\psi(x/a)$ は \mathcal{L}_ε の式である

と仮定する.

case1 φ が

$$\rightarrow \psi$$

なる式の時、 $\varphi(x/a)$ は

$$\rightarrow \psi(x/a)$$

なる式であって、(IH) より $\psi(x/a)$ は \mathcal{L}_E の式であるから $\varphi(x/a)$ は \mathcal{L}_E の式である.

case2 φ が

$$\forall \psi \xi$$

なる式の時、 $\varphi(x/a)$ は

$$\forall \psi(x/a) \xi(x/a)$$

なる式であって、(IH) より $\psi(x/a), \xi(x/a)$ は \mathcal{L}_E の式であるから $\varphi(x/a)$ は \mathcal{L}_E の式である.

case3 φ が

$$\exists z \psi$$

なる式の時、 $\varphi(x/a)$ は

$$\exists z \psi(x/a)$$

なる式であって、(IH) より $\psi(x/a)$ は \mathcal{L}_E の式であるから $\varphi(x/a)$ は \mathcal{L}_E の式である. ■

メタ定理 2.9.2.

2.10 式の書き換え

ε 項を取り入れたのは存在文 (**existential sentence**) に対して証人 (**witnessing term**) を与えるためであり、そのために

$$\exists x \varphi(x) \rightarrow \varphi(\varepsilon x \varphi(x))$$

なる式を公理とする. ただし ε 項を作れるのは \mathcal{L}_E の式のみであるから、 φ が内包項を含んだ式であると $\varepsilon x \varphi(x)$ を使うことが出来ない. とはいえ内包項を含んだ存在文も往々にして登場するので、それらに対しても証人を用意できると便利である. そこで φ を内包項を含んだ \mathcal{L} の式とすると、 φ を“同値”な \mathcal{L}_E の式 $\widehat{\varphi}$ に書き換えて

$$\exists x \varphi(x) \rightarrow \varphi(\varepsilon x \widehat{\varphi}(x))$$

を公理とする (量化公理 3.2.28). 注意点は同値な書き換えはいくらでも作れるということであり、 $\check{\varphi}$ も φ の書き換えならば

$$\exists x \varphi(x) \rightarrow \varphi(\varepsilon x \check{\varphi}(x))$$

も公理とする．書き換える必要があるのは内包項を含んでいる式のみであり，またそのような式の原子式の部分だけを書き換えれば十分である．書き換えが“同値”というのは後述の 4.2 節で述べてあるような意味であり，直感的に当然な範囲でしかないのだが，書き換え時に課す変項の条件が多いから読むだけでも疲労困憊する．これらは全て自由_に現れる変項を書き換え後も自由_にならしめるためのものであるが，とりあえずは「式_の書き換えが可能である」ということと「式_の書き換えの形」だけを認識されれば，その他の些末事項を当面無視しても大して問題は無い．原子式の書き換えは次の要領で行う：

表 2.1 式_の書き換え表

	元の式	書き換え後	付記
(1)	$a = \{z \mid \psi\}$	$\forall v (v \in a \leftrightarrow \psi(z/v))$	
(2)	$\{y \mid \varphi\} = b$	$\forall u (\varphi(y/u) \leftrightarrow u \in b)$	
(3)	$\{y \mid \varphi\} = \{z \mid \psi\}$	$\forall u (\varphi(y/u) \leftrightarrow \psi(z/u))$	
(4)	$a \in \{z \mid \psi\}$	$\psi(z/a)$	必要なら変項の名前替え
(5)	$\{y \mid \varphi\} \in b$	$\exists s (\forall u (\varphi(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b)$	
(6)	$\{y \mid \varphi\} \in \{z \mid \psi\}$	$\exists s (\forall u (\varphi(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(z/s))$	

上の表の書き換えでは変項 u, v, s を追加したが，以下の条件を満たす限りどの変項を選んでも構わない．従って式_の書き換えは一つに決まらないということになるが，違う変項を選んでも式の意味は変わらない (定理 3.2.36)．上の表にある項が満たしている条件は次である：

- a, b は \mathcal{L}_ε の項である (2.9 節より a, b は変項か主要 ε 項)．
- $\{y \mid \varphi\}$ と $\{z \mid \psi\}$ を正則内包項である．
- (1) の v は ψ に自由_に現れる z 以外のどの変項とも a とも違い，また ψ の中で z への代入について自由である．
- (2) の u は φ に自由_に現れる y 以外のどの変項とも b とも違い，また φ の中で y への代入について自由である．
- (3) の u は φ に自由_に現れる y 以外のどの変項とも， ψ に自由_に現れる z 以外のどの変項とも違い，また φ の中で y への代入について自由であり， ψ の中で z への代入について自由である．
- (5) の u は φ に自由_に現れる y 以外のどの変項とも違い，また φ の中で y への代入について自由である． s は φ に自由_に現れる y 以外のどの変項とも b, u とも違う．
- (6) の u は φ に自由_に現れる y 以外のどの変項とも違い，また φ の中で y への代入について自由である． s は， φ に自由_に現れる y 以外のどの変項とも， ψ に自由_に現れる z 以外のどの変項とも， u とも違い，また ψ の中で z への代入について自由である．
- (4) の「変項の名前替え」について． ψ の中の z の自由な出現が， ψ の $\forall a\chi$ 或いは $\exists a\chi$ なる形の部分式の中にある場合，その部分式を $\forall b\chi(a/b)$ 或いは $\exists b\chi(a/b)$ で置き換える．この b としては， χ に自由_に現れず，かつ χ の中で a への代入について自由である変項を取るが，これは $\forall a\chi$ 或いは $\exists a\chi$ に自由_に現れる変項を束縛しないためである．たとえば

$$a \in \{z \mid \exists a (z \in a)\}$$

という式では左辺の a は自由であるのに，書き換えの規則をそのまま適用すると

$$\exists a (a \in a)$$

となり束縛されてしまう。こうならないためには

$$a \in \{z \mid \exists b(z \in b)\}$$

のように a を別の変項 b に替えて

$$\exists b(a \in b)$$

とすればよい。ただし、

$$\forall a(\dots \exists a(\dots z \dots) \dots)$$

のように $\forall a, \exists a$ の多層構造の内部に z の自由な出現がある場合、 z のその自由な出現がある $\forall a, \exists a$ から始まる ψ の部分式 (定義 2.4.15) のうちまずは最も狭いものを取り、その直部分式 (定義 2.4.16) に自由に現れる a に b を代入して b の量化式とする。次は二番目に狭い部分式を取り、その直部分式に自由に現れる a に b を代入して b の量化式とする。同じ操作を $\forall a, \exists a$ のスコープから抜け出るまで繰り返す。たとえば ψ が

$$\forall a(\eta \vee \forall a(\xi \wedge \exists a\chi))$$

なる式で (他に a の量化はないとする)、 z の自由な出現が χ 中にある状況では、まず

$$\forall a(\eta \vee \forall a(\xi \wedge \exists b\chi(a/b)))$$

とし、次に

$$\forall a(\eta \vee \forall b(\xi(a/b) \wedge \exists b\chi(a/b)))$$

とし、最後に

$$\forall b(\eta(a/b) \vee \forall b(\xi(a/b) \wedge \exists b\chi(a/b)))$$

とするというのである。

メタ定義 2.10.1 (式の書き換え). φ を \mathcal{L}_E の式ではない \mathcal{L} の式とすると、 φ の書き換えとは次の手順で得られる式のこととする：

1. φ の部分式のうち原子式であるものを全て表 2.1 に従って直した式は φ の書き換えである。
2. $\widehat{\varphi}$ を φ の書き換えとし、 $\widehat{\varphi}$ に $\forall x\xi$ (resp. $\exists x\xi$) の形の部分式^{*3}が現れているとし、 y を ξ に自由に現れない変項で ξ の中で x への代入について自由であるものとするとき、 $\widehat{\varphi}$ の $\forall x\xi$ (resp. $\exists x\xi$) の部分を一か所だけ^{*4} $\forall y\xi(x/y)$ (resp. $\exists y\xi(x/y)$) に差し替えた式は φ の書き換えである。

便宜上、 $\forall x\xi$ や $\exists x\xi$ の形の部分式を**量化部分式**と呼ぶことにする。

^{*3} 第 2.9 節の約束により、 ξ には x が自由に現れている。

^{*4} 仮に $\forall x\xi$ (resp. $\exists x\xi$) が φ の中で複数個所に現れているとしても、差し替えるのはどれか一か所のみとする。

メタ公理 2.10.2 (式の書き換えに関する構造的帰納法の原理). \mathcal{L}_E の式ではない \mathcal{L} の式の書き換えに対する言明 X に対し,

- φ を \mathcal{L}_E の式ではない \mathcal{L} の式とすると、 φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式に対して X が言える.
- φ を \mathcal{L}_E の式ではない \mathcal{L} の式とし、 $\widehat{\varphi}$ を φ の書き換えとし、 $\widehat{\varphi}$ に対して X が言えると仮定する. このとき、 $\widehat{\varphi}$ に $\forall x\xi$ (resp. $\exists x\xi$) の形の部分式が現れているとし、 y を ξ に自由に現れない変項で ξ の中で x への代入について自由であるものとすれば、 $\widehat{\varphi}$ の $\forall x\xi$ (resp. $\exists x\xi$) の部分を一か所だけ $\forall y\xi(x/y)$ (resp. $\exists y\xi(x/y)$) に差し替えた式に対しても X が言える.

ならば、 \mathcal{L}_E の式ではない \mathcal{L} の任意の式の全ての書き換えに対して X が言える.

メタ定理 2.10.3 (書き換えは \mathcal{L}_E の式). φ を \mathcal{L}_E の式ではない \mathcal{L} の式とすると、 φ の任意の書き換えは \mathcal{L}_E の式である.

メタ証明.

step1 φ を \mathcal{L}_E の式ではない \mathcal{L} の式とすると、 φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式が \mathcal{L}_E の式であることを示す.

case1 φ が原子式であるとき、 φ を表 2.1 の通りに書き換えた式は、表の通り \mathcal{L}_E の式である. ちなみに表 2.1 の (4) の場合では ψ の部分式を取り替えることもあるが、メタ定理 2.6.2 より取り替えた後の式 $\widetilde{\psi}$ も \mathcal{L}_E の式であり、 $\widetilde{\psi}(z/a)$ は \mathcal{L}_E の式である (メタ定理 2.9.1).

case2 φ が原子式でないとき、

IH (帰納法の仮定) —

φ の任意の真部分式に対して、その部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式は \mathcal{L}_E の式である

と仮定する.

case2-1 φ が

$$\neg\psi$$

なる式であるとき、 φ の部分式で原子式であるものは ψ の部分式で原子式であり、逆に ψ の部分式で原子式であるものは φ の部分式で原子式であるから、 φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式は次のように表される:

$$\neg\widehat{\psi}$$

ここで $\widehat{\psi}$ とは、 ψ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式である. (IH) より $\widehat{\psi}$ は \mathcal{L}_E の式なので、 $\widehat{\varphi}$ も \mathcal{L}_E の式である.

case2-2 φ が

$$\forall\psi\xi$$

なる式であるとき、 φ の部分式で原子式であるものは ψ か ξ の一方の部分式で原子式であり (始切片の一意性のメタ定理 2.4.20 より φ の真部分式が ψ と ξ の境を跨ぐことはない), 逆に ψ, ξ の部分式で原子式であるものは φ の部分式で原子式であるから、 φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式は次のように表される:

$$\forall \widehat{\psi} \widehat{\xi}$$

ここで $\widehat{\psi}, \widehat{\xi}$ とは、それぞれ ψ, ξ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式である. (IH) より $\widehat{\psi}, \widehat{\xi}$ は \mathcal{L}_E の式なので、 $\widehat{\varphi}$ も \mathcal{L}_E の式である.

case2-3 φ が

$$\exists x \psi$$

なる式であるとき、 φ の部分式で原子式であるものは ψ の部分式で原子式であり、逆に ψ の部分式で原子式であるものは φ の部分式で原子式であるから、 φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式は次のように表される:

$$\exists x \widehat{\psi}$$

ここで $\widehat{\psi}$ とは、 ψ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式である. (IH) より $\widehat{\psi}$ は \mathcal{L}_E の式なので、 $\widehat{\varphi}$ も \mathcal{L}_E の式である.

step2 $\widehat{\varphi}$ を φ の書き換えとすると、

IH (帰納法の仮定) —

$\widehat{\varphi}$ は \mathcal{L}_E の式である

と仮定する. このとき、 $\widehat{\varphi}$ に $\forall x \xi$ (resp. $\exists x \xi$) の形の部分式が現れているとし、 y を ξ に自由に現れない変項で ξ の中で x への代入について自由であるものとするれば、メタ定理 2.9.1 より $\forall y \xi(x/y)$ (resp. $\exists y \xi(x/y)$) は \mathcal{L}_E の式である. 従って、メタ定理 2.6.2 より $\widehat{\varphi}$ のその $\forall x \xi$ (resp. $\exists x \xi$) の部分を $\forall y \xi(x/y)$ (resp. $\exists y \xi(x/y)$) に差し替えた式は \mathcal{L}_E の式である. ■

メタ定理 2.10.4 (部分式を書き換えとの関係 1). φ を \mathcal{L}_E の式ではない \mathcal{L} の式とし、 $\neg \psi$ なる形であるとする. このとき

- (1) φ の書き換え $\widehat{\varphi}$ は $\neg \widehat{\psi}$ なる形の式であり、この $\widehat{\psi}$ は ψ の書き換えである.
- (2) $\check{\psi}$ を ψ の書き換えとすれば $\neg \check{\psi}$ は φ の書き換えである.

メタ証明. [注] φ の部分式で原子式であるものは ψ の部分式で原子式であり、逆に部分式で原子式であるものは φ の部分式で原子式であるから、 φ の原子式の部分を全て書き換えることと ψ の原子式の部分を全て書き換えることは同じである.

- (1) step1 φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに書き換えた式は次の形で表される:

$$\neg \widehat{\psi}.$$

[注] より $\hat{\psi}$ とは ψ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式である。ゆえに $\hat{\psi}$ は ψ の書き換えである。

step2 $\hat{\varphi}$ を φ の書き換えとし、

IH (帰納法の仮定) —

$\hat{\varphi}$ は $\rightarrow\dot{\psi}$ なる形で書けて、この $\dot{\psi}$ は ψ の書き換えである

と仮定する。このとき、 $\hat{\varphi}$ に $\forall x\xi$ (resp. $\exists x\xi$) の形の部分式が現れているとし、 y を ξ に自由に現れない変項で ξ の中で x への代入について自由であるものとする、 $\hat{\varphi}$ の $\forall x\xi$ (resp. $\exists x\xi$) の部分を $\forall y\xi(x/y)$ (resp. $\exists y\xi(x/y)$) に差し替えた式は、 $\dot{\psi}$ の $\forall x\xi$ (resp. $\exists x\xi$) の部分を $\forall y\xi(x/y)$ (resp. $\exists y\xi(x/y)$) に差し替えた式 $\ddot{\psi}$ によって

$$\rightarrow\ddot{\psi}$$

と表される ((IH) より)。 $\dot{\psi}$ は ψ の書き換えであるから、 $\ddot{\psi}$ も ψ の書き換えである。

(2) step1 ψ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに書き換えた式を $\check{\psi}$ とすれば、

$$\rightarrow\check{\psi}$$

は φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに書き換えた式である ([注] より)。従ってこれは φ の書き換えである。

step2 $\tilde{\psi}$ を ψ の書き換えとし、

IH (帰納法の仮定) —

$\rightarrow\tilde{\psi}$ は φ の書き換えである

と仮定する。このとき、 $\tilde{\psi}$ に $\forall x\xi$ (resp. $\exists x\xi$) の形の部分式が現れているとし、 y を ξ に自由に現れない変項で ξ の中で x への代入について自由であるものとし、 $\tilde{\psi}$ の $\forall x\xi$ (resp. $\exists x\xi$) の部分を $\forall y\xi(x/y)$ (resp. $\exists y\xi(x/y)$) に差し替えた式を $\overline{\psi}$ とすれば、

$$\rightarrow\overline{\psi}$$

は $\rightarrow\tilde{\psi}$ の $\forall x\xi$ (resp. $\exists x\xi$) の部分を $\forall y\xi(x/y)$ (resp. $\exists y\xi(x/y)$) に差し替えた式と同じである。

(IH) より $\rightarrow\tilde{\psi}$ は φ の書き換えであるから、 $\rightarrow\overline{\psi}$ もまた φ の書き換えである。 ■

メタ定理 2.10.5 (部分式の書き換えとの関係 2). φ を \mathcal{L}_E の式ではない \mathcal{L} の式とし、 $\forall\psi\xi$ なる形であるとする。

- (1) φ の書き換え $\hat{\varphi}$ は $\forall\hat{\psi}\hat{\xi}$ なる形の式であり、この $\hat{\psi}, \hat{\xi}$ はそれぞれ ψ, ξ の書き換えである。
- (2) $\check{\psi}, \check{\xi}$ をそれぞれ ψ, ξ の書き換えとすれば $\forall\check{\psi}\check{\xi}$ は φ の書き換えである。なお、 ψ, ξ の一方は元から \mathcal{L}_E の式かもしれないが、たとえば ψ がそうなら $\hat{\psi}$ も $\check{\psi}$ も ψ であるとする。

メタ証明. [注] φ の部分式で原子式であるものは ψ か ξ の一方の部分式で原子式であり、(始切片の一意性のメタ定理 2.4.20 より φ の真部分式が ψ と ξ の境を跨ぐことはない)、逆に ψ, ξ の部分式で原子式であるも

のは φ の部分式で原子式であるから、 φ の原子式の部分を全て書き換えることと ψ, ξ の原子式の部分を全て書き換えることは同じである。

(1) **step1** φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに書き換えた式は次の形で表される：

$$\forall \hat{\psi} \hat{\xi},$$

[注] より、 $\hat{\psi}, \hat{\xi}$ とはそれぞれ ψ, ξ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式である。ゆえに $\hat{\psi}, \hat{\xi}$ はそれぞれ ψ, ξ の書き換えである。

step2 $\hat{\varphi}$ を φ の書き換えとし、

IH (帰納法の仮定) —

$\hat{\varphi}$ は $\neg \hat{\psi} \hat{\xi}$ なる形で書けて、この $\hat{\psi}, \hat{\xi}$ はそれぞれ ψ, ξ の書き換えである

と仮定する。このとき、 $\hat{\varphi}$ に $\forall x \xi$ (resp. $\exists x \xi$) の形の部分式が現れているとし、 y を ξ に自由に現れない変項で ξ の中で x への代入について自由であるものとすれば、 $\hat{\varphi}$ のその $\forall x \xi$ (resp. $\exists x \xi$) の部分を $\forall y \xi(x/y)$ (resp. $\exists y \xi(x/y)$) に置き換えた式は、 $\hat{\psi}$ 或いは $\hat{\xi}$ の $\forall x \xi$ (resp. $\exists x \xi$) の部分を $\forall y \xi(x/y)$ (resp. $\exists y \xi(x/y)$) に差し替えた式 $\check{\psi}, \check{\xi}$ によって

$$\forall \check{\psi} \check{\xi}$$

と表される ((IH) より)。ただし、たとえば $\check{\xi}$ にその $\forall x \xi$ (resp. $\exists x \xi$) が現れていなければ $\check{\xi}$ は ξ であるとする。(IH) より $\check{\psi}, \check{\xi}$ はそれぞれ ψ, ξ の書き換えであるから、 $\check{\psi}, \check{\xi}$ はそれぞれ ψ, ξ の書き換えである。

(2) **step1** ψ, ξ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに書き換えた式をそれぞれ $\check{\psi}, \check{\xi}$ とすれば、

$$\forall \check{\psi} \check{\xi}$$

は φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに書き換えた式である ([注] より)。従ってこれは φ の書き換えである。

step2 $\check{\psi}, \check{\xi}$ をそれぞれ ψ, ξ の書き換えとし、

IH (帰納法の仮定) —

$\forall \check{\psi} \check{\xi}$ は φ の書き換えである

と仮定する。このとき、 $\check{\psi}$ に $\forall x \xi$ (resp. $\exists x \xi$) の形の部分式が現れているとし、 y を ξ に自由に現れない変項で ξ の中で x への代入について自由であるものとし、 $\check{\psi}$ の $\forall x \xi$ (resp. $\exists x \xi$) の部分を $\forall y \xi(x/y)$ (resp. $\exists y \xi(x/y)$) に差し替えた式を $\overline{\psi}$ とすれば、

$$\forall \overline{\psi} \check{\xi}$$

は $\forall \check{\psi} \check{\xi}$ の $\forall x \xi$ (resp. $\exists x \xi$) の部分を $\forall y \xi(x/y)$ (resp. $\exists y \xi(x/y)$) に差し替えた式と同じである。(IH) より $\forall \check{\psi} \check{\xi}$ は φ の書き換えであるから、 $\forall \overline{\psi} \check{\xi}$ もまた φ の書き換えである。 $\forall x \xi$ (resp. $\exists x \xi$) が $\check{\xi}$ の部分式であったとしても同様のことが言える。 ■

メタ定理 2.10.6 (部分式の書き換えとの関係 3). φ を \mathcal{L}_ε の式ではない \mathcal{L} の式とし, $\exists x\psi$ なる形であるとする.

- (1) φ の書き換え $\widehat{\varphi}$ は $\exists x\widehat{\psi}$ なる形の式であり, この $\widehat{\psi}$ は ψ の書き換えである.
- (2) $\check{\psi}$ を ψ の書き換えとすれば $\exists x\check{\psi}$ は φ の書き換えである.

メタ証明. [注] φ の部分式で原子式であるものは ψ の部分式で原子式であり, 逆に部分式で原子式であるものは φ の部分式で原子式であるから, φ の原子式の部分を全て書き換えることと ψ の原子式の部分を全て書き換えることは同じである.

- (1) step1 φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに書き換えた式は次の形で表される:

$$\exists x\widehat{\psi},$$

[注] より, $\widehat{\psi}$ とは ψ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式である. ゆえに $\widehat{\psi}$ は ψ の書き換えである.

- step2 $\widehat{\varphi}$ を φ の書き換えとし,

IH (帰納法の仮定) —

$\widehat{\varphi}$ は $\exists x\check{\psi}$ なる形で書けて, この $\check{\psi}$ は ψ の書き換えである

と仮定する. このとき, $\widehat{\varphi}$ に $\forall z\xi$ (resp. $\exists z\xi$) の形の部分式が現れているとし, y を ξ に自由に現れない変項で ξ の中で z への代入について自由であるものとすれば, $\widehat{\varphi}$ の $\forall z\xi$ (resp. $\exists z\xi$) の部分を $\forall y\xi(z/y)$ (resp. $\exists y\xi(z/y)$) に差し替えた式は, $\check{\psi}$ の $\forall z\xi$ (resp. $\exists z\xi$) の部分を $\forall y\xi(z/y)$ (resp. $\exists y\xi(z/y)$) に差し替えた式 $\check{\psi}$ によって

$$\exists x\check{\psi}$$

と表される ((IH) より). $\check{\psi}$ は ψ の書き換えであるから, $\check{\psi}$ は ψ の書き換えである.

- (2) step1 ψ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに書き換えた式を $\check{\psi}$ とすれば,

$$\exists x\check{\psi}$$

は φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに書き換えた式である ([注] より). 従ってこれは φ の書き換えである.

- step2 $\widetilde{\psi}$ を ψ の書き換えとし,

IH (帰納法の仮定) —

$\exists x\widetilde{\psi}$ は φ の書き換えである

と仮定する. このとき, $\widetilde{\psi}$ に $\forall z\xi$ (resp. $\exists z\xi$) の形の部分式が現れているとし, y を ξ に自由に現れない変項で ξ の中で z への代入について自由であるものとし, $\widetilde{\psi}$ のその $\forall z\xi$ (resp. $\exists z\xi$) の部分を $\forall y\xi(z/y)$ (resp. $\exists y\xi(z/y)$) に差し替えた式を $\overline{\psi}$ とすれば,

$$\exists x\overline{\psi}$$

は $\exists x\tilde{\psi}$ のその $\forall z\xi$ (resp. $\exists z\xi$) の部分を $\forall y\xi(z/y)$ (resp. $\exists y\xi(z/y)$) に差し替えた式と同じである。 (IH) より $\exists x\tilde{\psi}$ は φ の書き換えであるから、 $\exists x\tilde{\psi}$ もまた φ の書き換えである。 ■

メタ定理 2.10.7 (書き換えによって自由な変項は増減しない). φ を \mathcal{L}_E の式ではない \mathcal{L} の式とし、この書き換えを $\widehat{\varphi}$ とする。このとき φ に自由に現れる変項は全て $\widehat{\varphi}$ にも自由に現れ、逆に $\widehat{\varphi}$ に自由に現れる変項も全て φ にも自由に現れる。特に、 φ が文ならば $\widehat{\varphi}$ も文である。

メタ証明.

step1 $\widehat{\varphi}$ が φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式であるとき、 φ と $\widehat{\varphi}$ に自由に現れる変項が一致することを示す。

case1 φ が原子式であるときは表 2.1 の通り φ と $\widehat{\varphi}$ に自由に現れる変項は一致する。一つ見ておくと、表 2.1 の (4) の

$$a \in \{z \mid \psi\}$$

の書き換えでは ψ の部分式を差し替えることもあるが (差し替えた後の式を $\tilde{\psi}$ とする)、 ψ のその部分式と代替の式は自由に現れる変項が一致しているので、メタ定理 2.6.2 より ψ と $\tilde{\psi}$ に自由に現れる変項は一致する (ψ の中で z の自由な出現が $\forall a, \exists a$ の多層構造の奥にある場合には部分式の取り替えは複数回実行することになるが、メタ定理 2.6.2 をその回数分適用すれば良い)。 a は $\tilde{\psi}$ の中で z への代入について自由なので、 $a \in \{z \mid \psi\}$ と $\tilde{\psi}(z/a)$ に自由に現れる変項も一致する。

case2 φ が原子式でないとき、

IH (帰納法の仮定) —

φ の任意の真部分式 ψ に対し、 $\widehat{\psi}$ が ψ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式であるとすれば (ψ が \mathcal{L}_E の式ならば $\widehat{\psi}$ は ψ とする)、 ψ と $\widehat{\psi}$ に自由に現れる変項は一致する

と仮定する。このとき

case1 φ が

$$\neg\psi$$

なる式の場合、メタ定理 2.10.4 より $\widehat{\varphi}$ は

$$\neg\widehat{\psi}$$

なる形の式であり、 $\widehat{\psi}$ は ψ の書き換えである (いま $\widehat{\varphi}$ は φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式なので、 $\widehat{\psi}$ は ψ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式である)。 φ に自由に現れる変項は ψ に自由に現れる変項と一致するが、(IH) よりそれは $\widehat{\psi}$ に自由に現れる変項と一致するので、 $\widehat{\varphi}$ に自由に現れる変項とも一致する。

case2 φ が

$$\forall\psi\chi$$

なる式の場合，メタ定理 2.10.5 より $\widehat{\varphi}$ は

$$\forall \widehat{\psi} \widehat{\chi}$$

なる形の式であり， $\widehat{\psi}, \widehat{\chi}$ はそれぞれ ψ, χ の書き換えである (いま $\widehat{\varphi}$ は φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式なので， $\widehat{\psi}, \widehat{\chi}$ は ψ, χ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式である．ただし， ψ, χ の一方は元から \mathcal{L}_E の式かもしれない．たとえば ψ がそうなら $\widehat{\psi}$ は ψ であるとする)． φ に自由に現れる変項は ψ, χ に自由に現れる変項と一致するが，(IH) よりそれは $\widehat{\psi}, \widehat{\chi}$ に自由に現れる変項と一致するので， $\widehat{\varphi}$ に自由に現れる変項とも一致する．

case3 φ が

$$\exists x \psi$$

なる式の場合，メタ定理 2.10.6 より $\widehat{\varphi}$ は

$$\exists x \widehat{\psi}$$

なる形の式であり， $\widehat{\psi}$ は ψ の書き換えである (いま $\widehat{\varphi}$ は φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式なので， $\widehat{\psi}$ は ψ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式である)． φ に自由に現れる変項は ψ に自由に現れる x 以外の変項と一致するが，(IH) よりそれは $\widehat{\psi}$ に自由に現れる x 以外の変項と一致するので， $\widehat{\varphi}$ に自由に現れる変項とも一致する． ■

step2 $\widehat{\varphi}$ を φ の書き換えとするとき，

IH (帰納法の仮定) —

φ と $\widehat{\varphi}$ に自由に現れる変項は一致する

と仮定する．このとき， $\widehat{\varphi}$ に $\forall x \xi$ (resp. $\exists x \xi$) の形の部分式が現れているとし， y を ξ に自由に現れない変項で ξ の中で x への代入について自由であるものとするれば， $\forall x \xi$ (resp. $\exists x \xi$) と $\forall y \xi(x/y)$ (resp. $\exists y \xi(x/y)$) に自由に現れる変項は一致する．従って， $\widehat{\varphi}$ のその $\forall x \xi$ (resp. $\exists x \xi$) の部分を $\forall y \xi(x/y)$ (resp. $\exists y \xi(x/y)$) に差し替えた式を $\widetilde{\varphi}$ とすれば，メタ定理 2.6.2 より $\widetilde{\varphi}$ と $\widehat{\varphi}$ に自由に現れる変項は一致する．すなわち $\widetilde{\varphi}$ と φ に自由に現れる変項も一致する． ■

メタ定理 2.10.8 (部分式の差し替えと代入). φ を \mathcal{L}_E の式とし, x を φ に自由に現れる変項とする. また φ に $\forall z\xi$ (resp. $\exists z\xi$) の形の部分式が現れているとし, y を ξ に自由に現れない変項で ξ の中で z への代入について自由であるものとし, φ の $\forall z\xi$ (resp. $\exists z\xi$) の部分を一か所だけ $\forall y\xi(z/y)$ (resp. $\exists y\xi(z/y)$) に差し替えた式を $\tilde{\varphi}$ とする. それから τ を主要 ε 項とする. このとき,

- (1) φ における x の自由な出現が, 差し替えられる $\forall z\xi$ (resp. $\exists z\xi$) の中にある場合^{*5}, $\tilde{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の部分式 $\forall z\xi(x/\tau)$ (resp. $\exists z\xi(x/\tau)$) を $\forall y\xi(x/\tau)(z/y)$ (resp. $\exists y\xi(x/\tau)(z/y)$) に差し替えた式である.
- (2) φ における x の自由な出現が, 差し替えられる $\forall z\xi$ (resp. $\exists z\xi$) の中に無い場合, $\tilde{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の部分式 $\forall z\xi$ (resp. $\exists z\xi$) を $\forall y\xi(z/y)$ (resp. $\exists y\xi(z/y)$) に差し替えた式である.

メタ証明. 差し替えられる φ の部分式が $\forall z\xi$ だとして示すが, $\exists z\xi$ に替えても同じである.

step1 φ が $\forall z\xi$ なる式である場合, x は φ に自由に現れているので x は z ではない. $\tilde{\varphi}$ とは $\forall y\xi(z/y)$ なる式であるが, y の選び方より x は y でもない. すなわち x は $\tilde{\varphi}$ にも自由に現れている. $\tilde{\varphi}(x/\tau)$ とは

$$\forall y\xi(z/y)(x/\tau)$$

なる式であるが, いま $\xi(z/y)(x/\tau)$ と $\xi(x/\tau)(z/y)$ は同じ式なので, $\tilde{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall y\xi(x/\tau)(z/y)$$

と同じ式である. いまの場合 $\varphi(x/\tau)$ は $\forall z\xi(x/\tau)$ であるから (1) の主張が成り立つ.

step2

IH (帰納法の仮定) —

φ の任意の真部分式 ψ に対して, 差し替えられる $\forall z\xi$ が ψ に部分式として現れているとき, ψ の $\forall z\xi$ を $\forall y\xi(z/y)$ に差し替えた式を $\tilde{\psi}$ とする. このとき

- (1) φ における x の自由な出現が, 差し替えられる $\forall z\xi$ の中にある場合, $\tilde{\psi}(x/\tau)$ は $\psi(x/\tau)$ の部分式 $\forall z\xi(x/\tau)$ を $\forall y\xi(x/\tau)(z/y)$ に差し替えた式である.
- (2) φ における x の自由な出現が, 差し替えられる $\forall z\xi$ の中に無い場合, $\tilde{\psi}(x/\tau)$ は $\psi(x/\tau)$ の部分式 $\forall z\xi$ を $\forall y\xi(z/y)$ に差し替えた式である.

と仮定する. このとき,

case1 φ が

$$\rightarrow\psi$$

なる式である場合, 差し替えられる $\forall z\xi$ は ψ に現れる. $\varphi(x/\tau)$ は

$$\rightarrow\psi(x/\tau)$$

^{*5} φ における x の自由な出現が差し替えられる $\forall z\xi$ (resp. $\exists z\xi$) の中にある場合, ξ は $\forall x$ 或いは $\exists x$ から始まる φ の部分式の内部には無い. 従って ξ に自由に現れる x は全て φ にも自由に現れる.

なる式であり、 $\tilde{\varphi}$ は

$$\rightarrow \tilde{\psi}$$

なる式であり、 $\tilde{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\rightarrow \tilde{\psi}(x/\tau)$$

なる式である。

- (1) φ における x の自由な出現が差し替えられる $\forall z\xi$ の中にある場合、 $\varphi(x/\tau)$ の部分式 $\forall z\xi(x/\tau)$ を $\forall y\xi(x/\tau)(z/y)$ に差し替えた式は、(IH) より

$$\rightarrow \tilde{\psi}(x/\tau)$$

と同じ式である。従ってその式は $\tilde{\varphi}(x/\tau)$ と同じ式である。

- (2) φ における x の自由な出現が差し替えられる $\forall z\xi$ の中に無い場合、 $\varphi(x/\tau)$ の部分式 $\forall z\xi$ を $\forall y\xi(z/y)$ に差し替えた式は、(IH) より

$$\rightarrow \tilde{\psi}(x/\tau)$$

と同じ式である。従ってその式は $\tilde{\varphi}(x/\tau)$ と同じ式である。

case2 φ が

$$\forall \psi \chi$$

なる式である場合、差し替えられる $\forall z\xi$ は ψ か χ のどちらか一方に現れるが、ここでは ψ の側に現れているとする。 $\varphi(x/\tau)$ は

$$\forall \psi(x/\tau) \chi(x/\tau)$$

なる式であり、 $\tilde{\varphi}$ は

$$\forall \tilde{\psi} \chi$$

なる式であり、 $\tilde{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall \tilde{\psi}(x/\tau) \chi(x/\tau)$$

なる式である。

- (1) φ における x の自由な出現が差し替えられる $\forall z\xi$ の中にある場合、 $\varphi(x/\tau)$ の部分式 $\forall z\xi(x/\tau)$ を $\forall y\xi(x/\tau)(z/y)$ に差し替えた式は、(IH) より

$$\forall \tilde{\psi}(x/\tau) \chi(x/\tau)$$

と同じ式である。従ってその式は $\tilde{\varphi}(x/\tau)$ と同じ式である。

- (2) φ における x の自由な出現が差し替えられる $\forall z\xi$ の中に無い場合、 $\varphi(x/\tau)$ の部分式 $\forall z\xi$ を $\forall y\xi(z/y)$ に差し替えた式は、(IH) より

$$\forall \tilde{\psi}(x/\tau) \chi(x/\tau)$$

と同じ式である。従ってその式は $\tilde{\varphi}(x/\tau)$ と同じ式である。

case3 φ が

$$\exists w\psi$$

なる式である場合、差し替えられる $\forall z\xi$ は ψ に現れる。 $\varphi(x/\tau)$ は

$$\exists w\psi(x/\tau)$$

なる式であり、 $\tilde{\varphi}$ は

$$\exists w\tilde{\psi}$$

なる式であり、 $\tilde{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\exists w\tilde{\psi}(x/\tau)$$

なる式である。

- (1) φ における x の自由な出現が差し替えられる $\forall z\xi$ の中にある場合、 $\varphi(x/\tau)$ の部分式 $\forall z\xi(x/\tau)$ を $\forall y\xi(x/\tau)(z/y)$ に差し替えた式は、(IH) より

$$\exists w\tilde{\psi}(x/\tau)$$

と同じ式である。従ってその式は $\tilde{\varphi}(x/\tau)$ と同じ式である。

- (2) φ における x の自由な出現が差し替えられる $\forall z\xi$ の中に無い場合、 $\varphi(x/\tau)$ の部分式 $\forall z\xi$ を $\forall y\xi(z/y)$ に差し替えた式は、(IH) より

$$\exists w\tilde{\psi}(x/\tau)$$

と同じ式である。従ってその式は $\tilde{\varphi}(x/\tau)$ と同じ式である。 ■

メタ定理 2.10.9 (書き換えへの代入は代入した式の書き換え). φ を \mathcal{L}_ε の式ではない \mathcal{L} の式とし、 φ には変項 x が自由に現れているとし、 τ を主要 ε 項とし、 $\hat{\varphi}$ を φ の書き換えとする^{*6}。このとき $\hat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。

証明が長いので第一証明と第二証明に分割する。第一証明では $\hat{\varphi}$ が φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式である場合を扱い、第二証明では「式の書き換えによる構造的帰納法」のセカンドステップを扱う。

メタ証明 (第一). $\hat{\varphi}$ が φ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式であるとき、 $\hat{\varphi}(x/\tau)$ が $\varphi(x/\tau)$ の書き換えであることを示す。

step1 φ が原子式であるとする。

case1 φ が

$$x = \{z \mid \psi\}$$

^{*6} 定理 2.10.7 より $\hat{\varphi}$ にも x は自由に現れている。

なる式るとき, $\widehat{\varphi}$ は

$$\forall v (v \in x \leftrightarrow \psi(z/v))$$

なる式である.

- x と z が同じであるとする. このとき $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall v (v \in \tau \leftrightarrow \psi(z/v))$$

となる. 他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\tau = \{z \mid \psi\}$$

であるから $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである.

- x と z が違うとする. このとき
 - x が $\{z \mid \psi\}$ に自由に現れている場合, $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall v (v \in \tau \leftrightarrow \psi(z/v)(x/\tau))$$

となるが, 書き換えの変項条件より x は v と違うので, $\psi(z/v)(x/\tau)$ と $\psi(x/\tau)(z/v)$ は同じ式である. 従って $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall v (v \in \tau \leftrightarrow \psi(x/\tau)(z/v))$$

と同じ式である. 他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\tau = \{z \mid \psi(x/\tau)\}$$

であるから, この場合は $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである.

- x が $\{z \mid \psi\}$ に自由に現れていない場合, $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall v (v \in \tau \leftrightarrow \psi(z/v))$$

となるが, $\varphi(x/\tau)$ は

$$\tau = \{z \mid \psi\}$$

であるからこの場合も $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである.

case2 φ が

$$a = \{z \mid \psi\}$$

なる式るとき (a と x は違う \mathcal{L}_E の項), $\widehat{\varphi}$ は

$$\forall v (v \in a \leftrightarrow \psi(z/v))$$

なる式である. φ には x が自由に現れているので, つまり x は z ではなく, また $\{z \mid \psi\}$ に自由に現れている. 従って $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall v (v \in a \leftrightarrow \psi(z/v)(x/\tau))$$

となるが、書き換えの変項条件より x は v とも違うので、 $\psi(z/v)(x/\tau)$ と $\psi(x/\tau)(z/v)$ は同じ式である。従って $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall v (v \in a \leftrightarrow \psi(x/\tau)(z/v))$$

と同じ式である。他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$a = \{z \mid \psi(x/\tau)\}$$

であるから $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。

case3 φ が

$$\{y \mid \xi\} = x$$

なる式の時、 $\widehat{\varphi}$ は

$$\forall u (\xi(y/u) \leftrightarrow u \in x)$$

なる式である。

- x と y が同じであるとする。このとき $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall u (\xi(y/u) \leftrightarrow u \in \tau)$$

となる。他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\{y \mid \xi\} = \tau$$

であるから $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。

- x と y が違うとする。このとき
 - x が $\{y \mid \xi\}$ に自由に現れていれば、 $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall u (\xi(y/u)(x/\tau) \leftrightarrow u \in \tau)$$

となるが、書き換えの変項条件より x は u とも違うので、 $\xi(y/u)(x/\tau)$ と $\xi(x/\tau)(y/u)$ は同じ式である。従って $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall u (\xi(x/\tau)(y/u) \leftrightarrow u \in \tau)$$

と同じ式である。他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\{y \mid \xi(x/\tau)\} = \tau$$

であるから、この場合は $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。

- x が $\{y \mid \xi\}$ に自由に現れていない場合、 $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall u (\xi(y/u) \leftrightarrow u \in \tau)$$

となるが、 $\varphi(x/\tau)$ は

$$\{y \mid \xi\} = \tau$$

であるからこの場合も $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。

case4 φ が

$$\{y \mid \xi\} = b$$

なる式るとき (b は x と違う \mathcal{L}_E の項), $\widehat{\varphi}$ は

$$\forall u (\xi(y/u) \leftrightarrow u \in b)$$

なる式である. φ には x が自由に現れているので, つまり x は y ではなく, また $\{y \mid \xi\}$ に自由に現れている. 従って $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall u (\xi(y/u)(x/\tau) \leftrightarrow u \in b)$$

となるが, 書き換えの変項条件より x は u とも違うので, $\xi(y/u)(x/\tau)$ と $\xi(x/\tau)(y/u)$ は同じ式である. 従って $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall u (\xi(x/\tau)(y/u) \leftrightarrow u \in b)$$

と同じ式である. 他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\{y \mid \xi(x/\tau)\} = b$$

であるから $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである.

case5 φ が

$$\{y \mid \xi\} = \{z \mid \psi\}$$

なる式るとき, $\widehat{\varphi}$ は

$$\forall u (\xi(y/u) \leftrightarrow \psi(z/u))$$

なる式である.

- x と y が同じであるとする. このとき x は $\{y \mid \xi\}$ には自由に現れないので, x が φ に自由に現れている以上 $\{z \mid \psi\}$ に自由に現れることになる. すなわち x と z は違う項である. このとき $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall u (\xi(y/u) \leftrightarrow \psi(z/u)(x/\tau))$$

となるが, 書き換えの変項条件より x は u とも違うので, $\psi(z/u)(x/\tau)$ と $\psi(x/\tau)(z/u)$ は同じ式である. 従って $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall u (\xi(y/u) \leftrightarrow \psi(x/\tau)(z/u))$$

と同じ式である. 他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\{y \mid \xi\} = \{z \mid \psi(x/\tau)\}$$

であるから $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである.

- x と y と違い, x と z が同じであるとする. x が φ に自由に現れている以上 x は $\{y \mid \xi\}$ に自由に現れることになるから, $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall u (\xi(y/u)(x/\tau) \leftrightarrow \psi(z/u))$$

となるが、書き換えの変項条件より x は u とも違うので、 $\xi(y/u)(x/\tau)$ と $\xi(x/\tau)(y/u)$ は同じ式である。従って $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall u (\xi(x/\tau)(y/u) \leftrightarrow \psi(z/u))$$

と同じ式である。他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\{y \mid \xi(x/\tau)\} = \{z \mid \psi\}$$

であるから $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。

- x が y と z とも違うとする、このとき x は $\{y \mid \xi\}$ か $\{z \mid \psi\}$ の少なくとも一方には自由に現れている。このとき $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall u (\xi(y/u)(x/\tau) \leftrightarrow \psi(z/u)(x/\tau))$$

となるが、書き換えの変項条件より x は u とも違うので、 $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\forall u (\xi(x/\tau)(y/u) \leftrightarrow \psi(x/\tau)(z/u))$$

と同じ式である。他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\{y \mid \xi(x/\tau)\} = \{z \mid \psi(x/\tau)\}$$

であるから $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。

case6 φ が

$$x \in \{z \mid \psi\}$$

なる式の時、 $\widehat{\varphi}$ を得るために必要ならば ψ の変項の名前替えをしたものを $\widetilde{\psi}$ とする。ただし名前替えをしなかったら $\widetilde{\psi}$ は ψ とする。 $\widehat{\varphi}$ は $\widetilde{\psi}(z/x)$ なる式であり、 $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\widetilde{\psi}(z/x)(x/\tau)$ となる。

- x と z が同じであるとする。このときは ψ の変項の名前替えは必要ない。 $\widehat{\varphi}$ とは ψ そのものであり、 $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\psi(z/\tau)$ と同じ式である。他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\tau \in \{z \mid \psi\}$$

となるから、 $\psi(z/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。従って $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。

- x と z が違うとする。このとき
 - x が $\{z \mid \psi\}$ に自由に現れている場合。 $\widetilde{\psi}(z/x)(x/\tau)$ は $\widetilde{\psi}(x/\tau)(z/\tau)$ と同じ式である。他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\tau \in \{z \mid \psi(x/\tau)\}$$

となるから、 $\varphi(x/\tau)$ の書き換えは $\psi(x/\tau)(z/\tau)$ となる。

ここで $\widetilde{\psi}(x/\tau)(z/\tau)$ が $\psi(x/\tau)(z/\tau)$ の量化部分式を (ゼロ回乃至数回だけ) 差し替えた式であることを示す。ゼロ回というのは $\widetilde{\psi}$ が ψ であるということだから、既に $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ が $\varphi(x/\tau)$ の書き換えであると判ってしまう。以下では $\widetilde{\psi}$ は ψ ではないと仮定して話を進める。そもそも $\widetilde{\psi}$ とはどのように出来ていたかという点、表 2.1 の下の変項条件で書いた

ように、 ψ の量化部分式を一回乃至数回差し替えているのである。それが n 回あったとして、 ψ から $\tilde{\psi}$ に至るまでの差し替えの履歴を

$$\psi_1, \psi_2, \dots, \psi_n$$

としよう。 ψ_n とは $\tilde{\psi}$ のことである。メタ定理 2.10.8 より、 $\psi_1(x/\tau)$ とは $\psi(x/\tau)$ の量化部分式を一つ差し替えた式である。すると再びメタ定理 2.10.8 より $\psi_1(x/\tau)(z/\tau)$ は $\psi(x/\tau)(z/\tau)$ の量化部分式を一つ差し替えた式となる。同様に $\psi_{i+1}(x/\tau)(z/\tau)$ は $\psi_i(x/\tau)(z/\tau)$ の量化部分式を一つ差し替えた式であるから、 $\tilde{\psi}(x/\tau)(z/\tau)$ は $\psi(x/\tau)(z/\tau)$ の量化部分式を n 回差し替えた式なのである。 $\psi(x/\tau)(z/\tau)$ とは $\varphi(x/\tau)$ の書き換えなのだから、書き換えの定義によって $\tilde{\psi}(x/\tau)(z/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。つまり $\hat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。

- x が $\{z \mid \psi\}$ に自由に現れていない場合。 ψ に x は自由に現れないので $\tilde{\psi}$ にも x は自由に現れない ($\tilde{\psi}$ は ψ に自由に現れる変項に影響しないように部分式を差し替えて作られているため)。従って $\tilde{\psi}(z/x)(x/\tau)$ は $\tilde{\psi}(z/\tau)$ と同じ式である。他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\tau \in \{z \mid \psi\}$$

となるから、 $\psi(z/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えとなる。先と同じ論法で $\tilde{\psi}(z/\tau)$ が $\psi(z/\tau)$ の量化部分式をゼロ回乃至数回だけ差し替えた式であると判るので、書き換えの定義より $\hat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。

case7 φ が

$$a \in \{z \mid \psi\}$$

なる式するとき (a は x とは違う $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の項)、 x は φ に自由に現れているので、 x は z とは違う変項であり、 ψ に自由に現れている。 $\hat{\varphi}$ を得るために必要ならば ψ の変項の名前替えをして $\tilde{\psi}$ を作る。ただし名前替えをしなかったら $\tilde{\psi}$ は ψ とする。 $\hat{\varphi}$ は $\tilde{\psi}(z/a)$ なる式であり、 $\hat{\varphi}(x/\tau)$ は $\tilde{\psi}(z/a)(x/\tau)$ となるが、 x は z とも a とも違うので $\hat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\tilde{\psi}(x/\tau)(z/a)$$

と一致する。他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$a \in \{z \mid \psi(x/\tau)\}$$

となる。ところで、 $\tilde{\psi}$ は ψ の量化部分式を或る n 回だけ差し替えた式であるから、メタ定理 2.10.8 と case6 の説明より、 $\tilde{\psi}(x/\tau)$ もまた $\psi(x/\tau)$ の量化部分式を n 回だけ差し替えた式である。すなわち $\tilde{\psi}(x/\tau)(z/a)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えとなっている。ゆえに $\hat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。

case8 φ が

$$\{y \mid \xi\} \in x$$

なる式するとき、 $\hat{\varphi}$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in x)$$

なる式である。

- x と y が同じであるとする. このとき $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in \tau)$$

となる. 他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\{y \mid \xi\} \in \tau$$

であるから $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである.

- x と y が違うとする. このとき
 - x が $\{y \mid \xi\}$ に自由に現れているならば, $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(y/u)(x/\tau) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in \tau)$$

となるが, 書き換えの変項条件より x は u とも違うので, $\xi(y/u)(x/\tau)$ と $\xi(x/\tau)(y/u)$ は同じ式である. 従って $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(x/\tau)(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in \tau)$$

と同じ式である. 他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\{y \mid \xi(x/\tau)\} \in \tau$$

であるから, この場合は $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである.

- x が $\{y \mid \xi\}$ に自由に現れていない場合, $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in \tau)$$

となり, $\varphi(x/\tau)$ は

$$\{y \mid \xi\} \in \tau$$

であるからこの場合も $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである.

case9 φ が

$$\{y \mid \xi\} \in b$$

なる式するとき (b は x と違う \mathcal{L}_E の項), $\widehat{\varphi}$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b)$$

なる式である. φ には x が自由に現れているので, つまり x は y ではなく, また ξ に自由に現れている. 従って $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(y/u)(x/\tau) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b)$$

となるが, 書き換えの変項条件より x は u とも違うので, $\xi(y/u)(x/\tau)$ と $\xi(x/\tau)(y/u)$ は同じ式である. 従って $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(x/\tau)(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b)$$

と同じ式である. 他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\{y \mid \xi(x/\tau)\} \in b$$

であるから, $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである.

case10 φ が

$$\{y \mid \xi\} \in \{z \mid \psi\}$$

なる式の時、 $\widehat{\varphi}$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(z/s))$$

なる式である。

- x と y が同じであるとする。このとき x は $\{y \mid \xi\}$ には自由に現れないので、 x が φ に自由に現れている以上 $\{z \mid \psi\}$ に自由に現れることになる。すなわち x と z は違う項である。このとき $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(z/s)(x/\tau))$$

となるが、書き換えの変項条件より x は s とも違うので、 $\psi(z/s)(x/\tau)$ と $\psi(x/\tau)(z/s)$ は同じ式である。従って $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(x/\tau)(z/s))$$

と同じ式である。他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\{y \mid \xi\} \in \{z \mid \psi(x/\tau)\}$$

であるから、 $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。

- x と y が違い、 x と z が同じであるとする。 x は $\{z \mid \psi\}$ には自由に現れないので、 x が φ に自由に現れている以上 $\{y \mid \xi\}$ に自由に現れることになる。このとき $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(y/u)(x/\tau) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(z/s))$$

となるが、書き換えの変項条件より x は u とも違うので、 $\xi(y/u)(x/\tau)$ と $\xi(x/\tau)(y/u)$ は同じ式である。従って $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(x/\tau)(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(z/s))$$

と同じ式である。他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\{y \mid \xi(x/\tau)\} \in \{z \mid \psi\}$$

であるから、 $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。

- x が y とも z とも違うとする。このとき x は $\{y \mid \xi\}$ か $\{z \mid \psi\}$ の少なくとも一方には自由に現れている。このとき $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(y/u)(x/\tau) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(z/s)(x/\tau))$$

となるが、書き換えの変項条件より x は u とも s とも違うので、 $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は

$$\exists s (\forall u (\xi(x/\tau)(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(x/\tau)(z/s))$$

と同じ式である。他方で $\varphi(x/\tau)$ は

$$\{y \mid \xi(x/\tau)\} \in \{z \mid \psi(x/\tau)\}$$

であるから、 $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである。

step2 φ が一般の式であるとき,

IH (帰納法の仮定)

φ の任意の真部分式 ψ に対し, $\widehat{\psi}$ が ψ の部分式で原子式であるものを全て表 2.1 の通りに直した式であるとすれば (ψ が \mathcal{L}_E の式ならば $\widehat{\psi}$ は ψ とする), $\widehat{\psi}(x/\tau)$ は $\psi(x/\tau)$ の書き換えである.

と仮定する⁷.

case1 φ が

$$\neg\psi$$

なる式である場合, メタ定理 2.10.4 より $\widehat{\varphi}$ は

$$\neg\widehat{\psi}$$

なる形で書けて, $\widehat{\psi}$ は ψ の書き換えである. (IH) より $\widehat{\psi}(x/\tau)$ は $\psi(x/\tau)$ の書き換えであるから, 再びメタ定理 2.10.4 より $\neg\widehat{\psi}(x/\tau)$ は $\neg\psi(x/\tau)$ の書き換えである. $\neg\widehat{\psi}(x/\tau)$ とは $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ のことであり, $\neg\psi(x/\tau)$ とは $\varphi(x/\tau)$ のことであるから, $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである.

case2 φ が

$$\forall\psi\xi$$

なる式である場合, メタ定理 2.10.5 より $\widehat{\varphi}$ は

$$\forall\widehat{\psi}\widehat{\xi}$$

なる形で書けて, $\widehat{\psi}$ は ψ の書き換えであり, $\widehat{\xi}$ は ξ の書き換えである. (IH) より $\widehat{\psi}(x/\tau)$ は $\psi(x/\tau)$ の書き換えであり, また $\widehat{\xi}(x/\tau)$ は $\xi(x/\tau)$ の書き換えであるから, 再びメタ定理 2.10.5 より $\forall\widehat{\psi}(x/\tau)\widehat{\xi}(x/\tau)$ は $\forall\psi(x/\tau)\xi(x/\tau)$ の書き換えである.. $\forall\widehat{\psi}(x/\tau)\widehat{\xi}(x/\tau)$ とは $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ のことであり, $\forall\psi(x/\tau)\xi(x/\tau)$ とは $\varphi(x/\tau)$ のことであるから, $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである.

case3 φ が

$$\exists y\psi$$

なる式である場合, メタ定理 2.10.6 より $\widehat{\varphi}$ は

$$\exists y\widehat{\psi}$$

なる形で書けて, $\widehat{\psi}$ は ψ の書き換えである. (IH) より $\widehat{\psi}(x/\tau)$ は $\psi(x/\tau)$ の書き換えであるから, 再びメタ定理 2.10.6 より $\exists y\widehat{\psi}(x/\tau)$ は $\exists y\psi(x/\tau)$ の書き換えである. $\exists y\widehat{\psi}(x/\tau)$ とは $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ のことであり, $\exists y\psi(x/\tau)$ とは $\varphi(x/\tau)$ のことであるから, $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである. ■

メタ証明 (第二). $\widehat{\varphi}$ を φ の書き換えとし,

⁷ メタ定理 2.10.7 より ψ に x が自由に現れていなければ $\widehat{\psi}$ にも x は自由に現れないので, ψ に x が自由に現れていない場合は $\psi(x/\tau)$ は ψ であり, $\widehat{\psi}(x/\tau)$ は $\widehat{\psi}$ である.

—IH (帰納法の仮定)—

$\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである

と仮定する. このとき, $\widehat{\varphi}$ に $\forall z\xi$ (resp. $\exists z\xi$) の形の部分式が現れているとし, y を ξ に自由に現れない変項で ξ の中で z への代入について自由であるものとし, $\widehat{\varphi}$ の $\forall z\xi$ (resp. $\exists z\xi$) の部分を一か所だけ $\forall y\xi(z/y)$ (resp. $\exists y\xi(z/y)$) に差し替えた式を $\widetilde{\varphi}$ とする (つまり $\widetilde{\varphi}$ も φ の書き換えである). メタ定理 2.10.8 より $\widetilde{\varphi}(x/\tau)$ とは $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ の部分式 $\forall z\xi(x/\tau)$ (resp. $\exists z\xi(x/\tau)$) を $\forall y\xi(x/\tau)(z/y)$ (resp. $\exists y\xi(x/\tau)(z/y)$) に差し替えた式であり, (IH) より $\widehat{\varphi}(x/\tau)$ は $\varphi(x/\tau)$ の書き換えであるから, $\widetilde{\varphi}(x/\tau)$ もまた $\varphi(x/\tau)$ の書き換えである. ■

第 3 章

推論

第 2.9 節で決めた通り，式に現れる ε 項は全て主要 ε 項であり，式に現れる内包項は全て正則内包項であり，項や式の上に現れる $\forall x\psi, \exists x\psi$ なる形の式は， ψ の中に x が自由に現れている．

3.1 証明

本節では論理的公理 (**logical axiom**) を導入し，主要な論理的定理を導出する．論理的定理とは本論文で勝手に付けた名前であり，別に単に定理と呼んでも何も問題は無いのだが，集合論特有の定理と区別するために敢えて名前を変えている．

以下では

$$\vdash$$

なる記号を用いて

$$\varphi \vdash \psi$$

などと書く．これは「 \vdash の右の文は， \vdash の左の文から証明できる」と読む． \vdash の左右にあるのは必ず \mathcal{L} の文であって，右側に置かれる文は必ず一本だけであるが，左側には文がいくつあっても良いし，全く無くても良い．特に

$$\vdash \psi$$

を満たす文 ψ を論理的定理と呼ぶ．

まずは証明 (**proof**) とは何かを規定する．証明される式や証明の過程で出てくる式は全て文である．本論文では証明された文を真な (**true**) 文と呼ぶことにするが，「証明された」や「真である」という状況は議論が立脚している前提に依存する．ここでいう前提とは，論理的公理や言語ではなくて公理系 (**axioms**) と呼ばれるものを指している．公理系とは文の集まりである． \mathcal{S} を公理系とすると， \mathcal{S} に収容された文を \mathcal{S} の公理 (**axiom**) と呼ぶ．以下では本論文の集合論が立脚する公理系を Σ と書くが， Σ に属する文は単に公理と呼ん

だりもする．

Σ とは以下の文からなる：

外延性 a と b を類とするとき

$$\forall x (x \in a \leftrightarrow x \in b) \rightarrow a = b.$$

相等性 a, b, c を類とするとき

$$\begin{aligned}a &= b \rightarrow b = a, \\a &= b \rightarrow (a \in c \rightarrow b \in c), \\a &= b \rightarrow (c \in a \rightarrow c \in b).\end{aligned}$$

内包性 φ を y のみが自由に現れる \mathcal{L} の式とし, x は φ で y への代入について自由であるとするとき,

$$\forall x (x \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow \varphi(x)).$$

要素 a, b を類とするとき

$$a \in b \rightarrow \exists x (x = a).$$

置換 x, y, s, t を変項とし, φ を s, t のみが自由に現れる \mathcal{L} の式とし, x は φ で s への代入について自由であり, y, z は φ で t への代入について自由であるとするとき,

$$\forall x \forall y \forall z (\varphi(x, y) \wedge \varphi(x, z) \rightarrow y = z) \rightarrow \forall a \exists z \forall y (y \in z \leftrightarrow \exists x (x \in a \wedge \varphi(x, y))).$$

対

$$\forall x \forall y \exists p \forall z (x = z \vee y = z \leftrightarrow z \in p).$$

合併

$$\forall x \exists u \forall y (\exists z (z \in x \wedge y \in z) \leftrightarrow y \in u).$$

冪

$$\forall x \exists p \forall y (\forall z (z \in y \rightarrow z \in x) \leftrightarrow y \in p).$$

正則性

$$\forall r (\exists x (x \in r) \rightarrow \exists y (y \in r \wedge \forall z (z \in r \rightarrow z \in y))).$$

無限

$$\exists x (\exists s (\forall t (t \notin s) \wedge s \in x) \wedge \forall y (y \in x \rightarrow \exists u (\forall v (v \in u \leftrightarrow v \in y \vee v = y) \wedge u \in x))).$$

メタ定義 3.1.1 (証明可能). 文 φ が公理系 \mathcal{S} から証明されたや証明可能である (**provable**) とは,

- φ は論理的公理である.
- φ は \mathcal{S} の公理である.
- 文 ψ で, ψ と $\psi \rightarrow \varphi$ が \mathcal{S} から既に証明されているものが取れる (三段論法 (**Modus Ponens**)^{*1}).

のいずれかが満たされているということである. ただし公理系を変項した場合の証明可能性には, 後述の演繹定理およびその逆の結果を適用することが出来る.

^{*1} 三段論法のように或る式から他の式を導き出す規則のことを推論規則 (**rule of inference**) と呼ぶ. 第 5 章では汎化 (**generalization**) と呼ばれる規則も登場する.

φ が \mathcal{S} から証明可能であることを

$$\mathcal{S} \vdash \varphi$$

と書く． $A, B \vdash \varphi$ と書いてあれば，これは A と B の二つの文のみを公理とした体系において φ が証明可能であることを表している．たとえばどんな文 φ に対しても

$$\varphi \vdash \varphi$$

となるし，どんな文 ψ を追加しても

$$\varphi, \psi \vdash \varphi$$

となる．これらは最も単純なケースであるが，大抵の定理は数多くの複雑なステップを踏まなくては得られない． \mathcal{S} から証明済みの φ を起点にして $\mathcal{S} \vdash \psi$ であると判明すれば， φ から始めて ψ が真であることに辿り着くまでの一連の作業を ψ の \mathcal{S} からの証明 (**proof**) と呼び， ψ を \mathcal{S} の定理 (**theorem**) と呼ぶ．特に論理的定理とは論理的公理だけから導かれる定理のことである．

注意 3.1.2 (\mathcal{L}_E の定理の導出). 第 5 章に関連して大切な事柄に触れておくと，以下の定理は全て，それが \mathcal{L}_E の文を導くものであれば，証明に使う文は全て \mathcal{L}_E の文で良いのである！このことは実際に定理を証明してみれば自ずと見えてくる．

ではさっそく演繹定理の証明に進む．ところで演繹定理とは証明の構造に関する性質を述べたものであるから，いま規定したばかりの「定理」ではなく「メタ定理」である．

ここで論理記号の名称を書いておく．

- \vee を論理和 (**logical disjunction**) や選言と呼ぶ．
- \wedge を論理積 (**logical conjunction**) や連言と呼ぶ．
- \rightarrow を含意 (**implication**) と呼ぶ．
- \neg を否定 (**negation**) と呼ぶ．

論理的公理 3.1.3 (含意の分配律). A, B, C を文とするとき

$$(A \rightarrow (B \rightarrow C)) \rightarrow ((A \rightarrow B) \rightarrow (A \rightarrow C)).$$

上の言明は“どんな文でも持ってくれば，その式に対して含意の分配律が成立する”という意味である．このように無数に存在し得る定理を一括して表す書き方は公理図式 (**schema**) と呼ばれる．公理に限らず論理的定理や定理であっても図式であるものが多い．

論理的公理 3.1.4 (含意の導入). A, B を文とするとき

$$B \rightarrow (A \rightarrow B).$$

論理的定理 3.1.5 (含意の反射律). A を文とするとき

$$\vdash A \rightarrow A.$$

証明. 含意の導入より

$$\vdash A \rightarrow ((A \rightarrow A) \rightarrow A), \quad (3.1)$$

$$\vdash A \rightarrow (A \rightarrow A) \quad (3.2)$$

が成り立ち、含意の分配律より

$$\vdash (A \rightarrow ((A \rightarrow A) \rightarrow A)) \rightarrow ((A \rightarrow (A \rightarrow A)) \rightarrow (A \rightarrow A)) \quad (3.3)$$

が成り立つ. (3.1) と (3.3) との三段論法より

$$\vdash (A \rightarrow (A \rightarrow A)) \rightarrow (A \rightarrow A) \quad (3.4)$$

となり, (3.2) と (3.4) との三段論法より

$$\vdash A \rightarrow A$$

が出る. ■

メタ公理 3.1.6 (証明に対する構造的帰納法). \mathcal{S} を公理系とし, X を文に対する何らかの言明とするとき,

- \mathcal{S} の公理に対して X が言える.
- 論理的公理に対して X が言える.
- φ と $\varphi \rightarrow \psi$ が \mathcal{S} の定理であるような文 φ と文 ψ が取れたとき, φ と $\varphi \rightarrow \psi$ に対して X が言えるならば, ψ に対して X が言える.

のすべてが満たされていれば, \mathcal{S} から証明可能なあらゆる文に対して X が言える.

公理系 \mathcal{S} に文 A を追加した公理系を

$$A, \mathcal{S}$$

や

$$\mathcal{S}, A$$

と書く. A が既に \mathcal{S} の公理であってもこのように表記するが, その場合は \mathcal{S}, A や A, \mathcal{S} とは \mathcal{S} そのものである.

メタ定理 3.1.7 (演繹定理). \mathcal{S} を公理系とし, A を文とするとき, A, \mathcal{S} の任意の定理 B に対して

$$\mathcal{S} \vdash A \rightarrow B$$

が成り立つ.

メタ証明.

第一段 B を \mathcal{S}, A の公理か或いは論理的公理とする． B が A ならば含意の反射律 (論理的定理 3.1.5) より

$$\vdash A \rightarrow B$$

が成り立つので

$$\mathcal{S} \vdash A \rightarrow B$$

となる． B が \mathcal{S} の公理又は論理的公理であるとき，まず

$$\mathcal{S} \vdash B$$

が成り立つが，他方で含意の導入より

$$\mathcal{S} \vdash B \rightarrow (A \rightarrow B)$$

も成り立つので，証明可能性の定義より

$$\mathcal{S} \vdash A \rightarrow B$$

が従う．

第二段 C 及び $C \rightarrow B$ が \mathcal{S} の定理であるような文 C と文 B が取れた場合，

$$\mathcal{S} \vdash A \rightarrow (C \rightarrow B)$$

かつ

$$\mathcal{S} \vdash A \rightarrow C$$

であると仮定する．含意の分配律より

$$\mathcal{S} \vdash (A \rightarrow (C \rightarrow B)) \rightarrow ((A \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow B))$$

が満たされるので，証明可能性の定義の通りに

$$\mathcal{S} \vdash (A \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow B)$$

が従い，

$$\mathcal{S} \vdash A \rightarrow B$$

が従う．以上と構造的帰納法より， \mathcal{S}, A の任意の定理 B に対して

$$\mathcal{S} \vdash A \rightarrow B$$

が言える．

演繹定理の逆も得られる．つまり， \mathcal{S} を公理系とし， A と B を文とするととき，

$$\mathcal{S} \vdash A \rightarrow B$$

であれば

$$A, \mathcal{S} \vdash B$$

が成り立つ。実際

$$A, \mathcal{S} \vdash A$$

が成り立つのは証明の定義の通りであるし、 $A \rightarrow B$ が \mathcal{S} の定理ならば

$$A, \mathcal{S} \vdash A \rightarrow B \quad (3.5)$$

が成り立つので、併せて

$$A, \mathcal{S} \vdash B$$

が従う。ただし (3.5) に関しては次のメタ定理を示さなくてはならない。

メタ定理 3.1.8 (公理が増えても証明可能). \mathcal{S} を公理系とし、 A を文とすると、 \mathcal{S} の任意の定理 B に対して $A, \mathcal{S} \vdash B$ が成り立つ。

メタ証明. B が \mathcal{S} の公理であるか論理的公理であれば

$$A, \mathcal{S} \vdash B$$

は言える。また

$$\begin{aligned} \mathcal{S} \vdash C, \\ \mathcal{S} \vdash C \rightarrow B \end{aligned}$$

を満たす文 C が取れるとき、

$$\begin{aligned} A, \mathcal{S} \vdash C, \\ A, \mathcal{S} \vdash C \rightarrow B \end{aligned}$$

と仮定すれば

$$A, \mathcal{S} \vdash B$$

となる。以上と構造的帰納法より \mathcal{S} の任意の定理 B に対して

$$A, \mathcal{S} \vdash B$$

が成り立つ。 ■

以上で次を得た。

メタ定理 3.1.9 (演繹定理の逆). \mathcal{S} を公理系とし、 A と B を文とすると、 $\mathcal{S} \vdash A \rightarrow B$ であれば

$$A, \mathcal{S} \vdash B$$

が成り立つ。

3.2 推論

この節では後の集合論で使ういくつかの論理的定理を導出する。

論理的公理 3.2.1 (矛盾の導入). 否定が共に成り立つとき矛盾が起きる. A を文とすると

$$\begin{aligned} A \rightarrow (\neg A \rightarrow \perp), \\ \neg A \rightarrow (A \rightarrow \perp). \end{aligned}$$

論理的公理 3.2.2 (否定の導入). 矛盾が導かれるとき否定が成り立つ. A を文とすると

$$(A \rightarrow \perp) \rightarrow \neg A.$$

$\varphi \rightarrow \psi$ なる式に対して

$$\neg\psi \rightarrow \neg\varphi$$

を $\varphi \rightarrow \psi$ の対偶 (**contraposition**) と呼ぶ.

論理的定理 3.2.3 (対偶律 1). A と B を文とすると

$$\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (\neg B \rightarrow \neg A).$$

証明. 証明可能性の定義より

$$\begin{aligned} A, \neg B, A \rightarrow B \vdash A, \\ A, \neg B, A \rightarrow B \vdash A \rightarrow B \end{aligned}$$

となるので, 三段論法より

$$A, \neg B, A \rightarrow B \vdash B \tag{3.6}$$

が従う. 同じく証明可能性の定義より

$$A, \neg B, A \rightarrow B \vdash \neg B \tag{3.7}$$

も成り立つ. ところで矛盾の導入より

$$\vdash B \rightarrow (\neg B \rightarrow \perp)$$

が成り立つので, 証明可能性の定義より

$$A, \neg B, A \rightarrow B \vdash B \rightarrow (\neg B \rightarrow \perp)$$

となる. これと (3.6) との三段論法より

$$A, \neg B, A \rightarrow B \vdash \neg B \rightarrow \perp$$

が従い、これと (3.7) との三段論法より

$$A, \neg B, A \rightarrow B \vdash \perp$$

が従う。演繹定理より

$$\neg B, A \rightarrow B \vdash A \rightarrow \perp$$

となるが、今度は否定の導入より

$$\neg B, A \rightarrow B \vdash (A \rightarrow \perp) \rightarrow \neg A$$

が満たされるので、三段論法より

$$\neg B, A \rightarrow B \vdash \neg A$$

が出る。そして演繹定理より

$$A \rightarrow B \vdash \neg B \rightarrow \neg A$$

が得られ、再び演繹定理より

$$\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (\neg B \rightarrow \neg A)$$

が得られる。 ■

公理系 \mathcal{S} の下で $A \rightarrow B$ が導かれたとすれば、上の論理的定理より

$$\mathcal{S} \vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (\neg B \rightarrow \neg A)$$

が成り立つので三段論法より

$$\mathcal{S} \vdash \neg B \rightarrow \neg A$$

が従う。以下では、 $\mathcal{S} \vdash A \rightarrow B$ であるときに「対偶を取る」と宣言して $\mathcal{S} \vdash \neg B \rightarrow \neg A$ に繋げることもある。

式 φ に対して、 \neg を二つ連結させた式

$$\neg\neg\varphi$$

を φ の二重否定 (double negation) と呼ぶ。

論理的定理 3.2.4 (二重否定の導入). A を文とするとき

$$\vdash A \rightarrow \neg\neg A.$$

証明. 矛盾の導入より

$$A, \neg A \vdash \perp$$

となるので、演繹定理より

$$A \vdash \neg A \rightarrow \perp \quad (3.8)$$

が従う。また否定の導入より

$$\vdash (\neg A \rightarrow \perp) \rightarrow \neg\neg A$$

が成り立つので、証明可能性の定義より

$$A \vdash (\neg A \rightarrow \perp) \rightarrow \neg\neg A$$

も成り立ち、(3.8)との三段論法より

$$A \vdash \neg\neg A$$

が従う。そして演繹定理より

$$\vdash A \rightarrow \neg\neg A$$

が得られる。 ■

論理的定理 3.2.5 (対偶律 2). A と B を文とするとき

$$\vdash (A \rightarrow \neg B) \rightarrow (B \rightarrow \neg A).$$

略証. 対偶律 1 (論理的定理 3.2.3) より

$$A \rightarrow \neg B \vdash \neg\neg B \rightarrow \neg A$$

が成り立ち、二重否定の導入 (論理的定理 3.2.4) より

$$B \vdash \neg\neg B$$

が成り立つので、三段論法より

$$B, A \rightarrow \neg B \vdash \neg A$$

が従い、演繹定理より

$$A \rightarrow \neg B \vdash B \rightarrow \neg A$$

が得られる。 ■

論理的公理 3.2.6 (論理積の除去). A と B を文とするとき

$$\begin{aligned} A \wedge B &\rightarrow A, \\ A \wedge B &\rightarrow B. \end{aligned}$$

肯定と否定は両立しない.

論理的定理 3.2.7 (無矛盾律). A を文とすると

$$\vdash \neg(A \wedge \neg A).$$

証明. 論理積の除去より

$$\begin{aligned} A \wedge \neg A &\vdash A, \\ A \wedge \neg A &\vdash \neg A \end{aligned}$$

が成り立ち, また矛盾の導入より

$$A \wedge \neg A \vdash A \rightarrow (\neg A \rightarrow \perp)$$

が成り立つので, 三段論法より

$$A \wedge \neg A \vdash \perp$$

が従う. ゆえに演繹定理より

$$\vdash (A \wedge \neg A) \rightarrow \perp$$

となり, 否定の導入

$$\vdash ((A \wedge \neg A) \rightarrow \perp) \rightarrow \neg(A \wedge \neg A)$$

との三段論法より

$$\vdash \neg(A \wedge \neg A)$$

が得られる. ■

ここで新しい論理記号 \leftrightarrow を定めるが, そのときに $\overset{\text{def}}{\longleftrightarrow}$ なる記号を用いる. これは定義記号と呼ばれ,

$$P \overset{\text{def}}{\longleftrightarrow} \varphi$$

と書けば「式 φ を記号 P で置き換えて良い」という意味での略記法を導入できる.

メタ定義 3.2.8 (同値記号). A と B を \mathcal{L} の式とすると,

$$A \leftrightarrow B \overset{\text{def}}{\longleftrightarrow} (A \rightarrow B) \wedge (B \rightarrow A)$$

により \leftrightarrow を定め, 式 ' $A \leftrightarrow B$ ' を「 A と B は同値である (equivalent)」と読む.

定義を中置記法で書いたが, 元々の前置記法で書けば

$$\leftrightarrow AB \overset{\text{def}}{\longleftrightarrow} A \rightarrow B \rightarrow BA$$

となる.

以降で **De Morgan の法則 (De Morgan's laws)**

$$\neg(\varphi \vee \psi) \leftrightarrow \neg\varphi \wedge \neg\psi,$$

$$\neg(\varphi \wedge \psi) \leftrightarrow \neg\varphi \vee \neg\psi$$

を順番に示していくが、区別するために前者を弱 **De Morgan** の法則と呼び、後者を強 **De Morgan** の法則と呼ぶ。

論理的公理 3.2.9 (論理和の除去). A と B と C を文とすると

$$(A \rightarrow C) \rightarrow ((B \rightarrow C) \rightarrow (A \vee B \rightarrow C)).$$

論理和の除去は場合分け (**proof by case**) とも呼ばれる。

論理的定理 3.2.10 (弱 De Morgan の法則 (1)). A と B を文とすると

$$\vdash \neg A \wedge \neg B \rightarrow \neg(A \vee B).$$

証明. 論理積の除去より

$$\neg A \wedge \neg B \vdash \neg A \tag{3.9}$$

となり、また矛盾の導入より

$$\vdash \neg A \rightarrow (A \rightarrow \perp)$$

が成り立つので

$$\neg A \wedge \neg B \vdash \neg A \rightarrow (A \rightarrow \perp)$$

も成り立ち、(3.9) との三段論法より

$$\neg A \wedge \neg B \vdash A \rightarrow \perp \tag{3.10}$$

が従う。同様に

$$\neg A \wedge \neg B \vdash B \rightarrow \perp \tag{3.11}$$

も得られる。ところで論理和の除去より

$$\vdash (A \rightarrow \perp) \rightarrow ((B \rightarrow \perp) \rightarrow (A \vee B \rightarrow \perp))$$

が成り立つので、(3.10) と (3.11) との三段論法より

$$\neg A \wedge \neg B \vdash (A \rightarrow \perp) \rightarrow ((B \rightarrow \perp) \rightarrow (A \vee B \rightarrow \perp)),$$

$$\neg A \wedge \neg B \vdash (B \rightarrow \perp) \rightarrow (A \vee B \rightarrow \perp),$$

$$\neg A \wedge \neg B \vdash A \vee B \rightarrow \perp$$

となり、否定の導入

$$\vdash (A \vee B \rightarrow \perp) \rightarrow \neg(A \vee B)$$

との三段論法より

$$\neg A \wedge \neg B \vdash \neg(A \vee B)$$

が得られる。そして演繹定理より

$$\vdash \neg A \wedge \neg B \rightarrow \neg(A \vee B)$$

が出る。

論理的定理 3.2.11 (強 De Morgan の法則 (1)). A と B を文とすると

$$\vdash \neg A \vee \neg B \rightarrow \neg(A \wedge B).$$

証明. 論理積の除去より

$$\vdash (A \wedge B) \rightarrow A$$

が成り立つので、対偶を取れば

$$\vdash \neg A \rightarrow \neg(A \wedge B) \tag{3.12}$$

が成り立つ (論理的定理 3.2.3). 同様に

$$\vdash \neg B \rightarrow \neg(A \wedge B) \tag{3.13}$$

も得られる。また論理和の除去より

$$\vdash (\neg A \rightarrow \neg(A \wedge B)) \rightarrow ((\neg B \rightarrow \neg(A \wedge B)) \rightarrow (\neg A \vee \neg B \rightarrow \neg(A \wedge B)))$$

が成り立つので、(3.12) との三段論法より

$$\vdash (\neg B \rightarrow \neg(A \wedge B)) \rightarrow (\neg A \vee \neg B \rightarrow \neg(A \wedge B))$$

が従い、(3.13) との三段論法より

$$\vdash \neg A \vee \neg B \rightarrow \neg(A \wedge B)$$

が得られる。

論理的公理 3.2.12 (論理和の導入). A と B を文とすると

$$\begin{aligned} A &\rightarrow A \vee B, \\ B &\rightarrow A \vee B. \end{aligned}$$

論理的定理 3.2.13 (論理和の可換律). A, B を文とすると

$$\vdash A \vee B \rightarrow B \vee A.$$

証明. 論理和の導入により

$$\vdash A \rightarrow B \vee A \quad (3.14)$$

と

$$\vdash B \rightarrow B \vee A \quad (3.15)$$

が成り立つ. また論理和の除去より

$$\vdash (A \rightarrow B \vee A) \rightarrow ((B \rightarrow B \vee A) \rightarrow (A \vee B \rightarrow B \vee A))$$

が成り立つので, (3.14) と三段論法より

$$\vdash (B \rightarrow B \vee A) \rightarrow (A \vee B \rightarrow B \vee A)$$

となり, (3.15) と三段論法より

$$\vdash A \vee B \rightarrow B \vee A$$

となる. ■

論理的公理 3.2.14 (論理積の導入). A と B を文とすると

$$A \rightarrow (B \rightarrow A \wedge B).$$

論理的定理 3.2.15 (弱 De Morgan の法則 (2)). A と B を文とすると

$$\vdash \neg(A \vee B) \rightarrow \neg A \wedge \neg B.$$

証明. 論理和の導入より

$$\vdash A \rightarrow A \vee B$$

が成り立つが, 対偶を取れば

$$\vdash \neg(A \vee B) \rightarrow \neg A \quad (3.16)$$

となる (論理的定理 3.2.3). 同じく論理和の導入より

$$\vdash B \rightarrow A \vee B$$

が成り立つので

$$\vdash \neg(A \vee B) \rightarrow \neg B \quad (3.17)$$

も得られる. ここで (3.16) と (3.17) と演繹定理の逆より

$$\neg(A \vee B) \vdash \neg A, \quad (3.18)$$

$$\neg(A \vee B) \vdash \neg B \quad (3.19)$$

が従う．ところで論理積の導入より

$$\vdash \neg A \rightarrow (\neg B \rightarrow \neg A \wedge \neg B)$$

が成り立つので，(3.18) と (3.19) との三段論法より

$$\begin{aligned} \neg(A \vee B) &\vdash \neg A \rightarrow (\neg B \rightarrow \neg A \wedge \neg B), \\ \neg(A \vee B) &\vdash \neg B \rightarrow \neg A \wedge \neg B, \\ \neg(A \vee B) &\vdash \neg A \wedge \neg B \end{aligned}$$

が従い，演繹定理より

$$\vdash \neg(A \vee B) \rightarrow \neg A \wedge \neg B$$

が得られる．

論理的定理 3.2.16 (論理積の可換律). A, B を文とするとき

$$\vdash A \wedge B \rightarrow B \wedge A.$$

証明. 論理積の除去と演繹定理の逆より

$$A \wedge B \vdash A \tag{3.20}$$

と

$$A \wedge B \vdash B \tag{3.21}$$

が成り立つ．また論理積の導入により

$$\vdash B \rightarrow (A \rightarrow B \wedge A)$$

となるので

$$A \wedge B \vdash B \rightarrow (A \rightarrow B \wedge A)$$

も成り立ち，(3.21) との三段論法より

$$A \wedge B \vdash A \rightarrow B \wedge A$$

となり，(3.20) との三段論法より

$$A \wedge B \vdash B \wedge A$$

となり，演繹定理より

$$\vdash A \wedge B \rightarrow B \wedge A$$

が得られる．

論理的公理 3.2.17 (二重否定の除去). A を文とすると以下が成り立つ:

$$\neg\neg A \rightarrow A.$$

論理的定理 3.2.18 (対偶律 3). A と B を文とすると

$$\vdash (\neg A \rightarrow B) \rightarrow (\neg B \rightarrow A).$$

略証. 対偶律 1 (論理的定理 3.2.3) より

$$\neg A \rightarrow B \vdash \neg B \rightarrow \neg\neg A$$

が成り立つので, 演繹定理の逆より

$$\neg B, \neg A \rightarrow B \vdash \neg\neg A$$

となる. 二重否定の除去より

$$\vdash \neg\neg A \rightarrow A$$

が成り立つので, 三段論法より

$$\neg B, \neg A \rightarrow B \vdash A$$

が従い, 演繹定理より

$$\neg A \rightarrow B \vdash \neg B \rightarrow A$$

が得られる. ■

論理的定理 3.2.19 (対偶律 4). A と B を文とすると

$$\vdash (\neg B \rightarrow \neg A) \rightarrow (A \rightarrow B).$$

証明. 二重否定の導入 (論理的定理 3.2.4) より

$$\neg B \rightarrow \neg A \vdash A \rightarrow \neg\neg A$$

が成り立つので, 演繹定理の逆より

$$A, \neg B \rightarrow \neg A \vdash \neg\neg A$$

となる. また $\neg B \rightarrow \neg A$ の対偶を取れば

$$A, \neg B \rightarrow \neg A \vdash \neg\neg A \rightarrow \neg\neg B$$

が成り立つので (論理的定理 3.2.3), 三段論法より

$$A, \neg B \rightarrow \neg A \vdash \neg\neg B$$

となる. ここで二重否定の除去より

$$A, \neg B \rightarrow \neg A \vdash \neg\neg B \rightarrow B$$

となるので, 三段論法より

$$A, \neg B \rightarrow \neg A \vdash B$$

が従い, 演繹定理より

$$\begin{aligned} \neg B \rightarrow \neg A \vdash A \rightarrow B, \\ \vdash (\neg B \rightarrow \neg A) \rightarrow (A \rightarrow B) \end{aligned}$$

が得られる. ■

論理的定理 3.2.20 (背理法の原理). A を文とするとき

$$\vdash (\neg A \rightarrow \perp) \rightarrow A.$$

証明. 否定の導入より

$$\neg A \rightarrow \perp \vdash \neg\neg A$$

が成り立ち, 二重否定の法則より

$$\neg A \rightarrow \perp \vdash \neg\neg A \rightarrow A$$

が成り立つので, 三段論法より

$$\neg A \rightarrow \perp \vdash A$$

となる. そして演繹定理より

$$\vdash (\neg A \rightarrow \perp) \rightarrow A$$

が得られる. ■

次の爆発律 (principle of explosion) とは「矛盾からはあらゆる式が導かれる」ことを表している. またなぜ \perp が「矛盾」と呼ばれるのかが明確になる. 実際, 公理系 \mathcal{S} からひとたび \perp が導かれれば, 爆発律との三段論法によってどんな式でも \mathcal{S} の定理となる. すると \mathcal{S} においては A とその否定 $\neg A$ など食い違う結論が共に定理となってしまう, まさしく“矛盾”が引き起こされるのである.

論理的定理 3.2.21 (爆発律). A を文とするとき

$$\vdash \perp \rightarrow A.$$

証明. 含意の導入より

$$\vdash \perp \rightarrow (\neg A \rightarrow \perp)$$

が成り立つので、演繹定理の逆より

$$\perp \vdash \neg A \rightarrow \perp$$

となる。また背理法の原理 (論理的定理 3.2.20) より

$$\perp \vdash (\neg A \rightarrow \perp) \rightarrow A$$

が成り立つので、三段論法より

$$\perp \vdash A$$

が従い、演繹定理より

$$\vdash \perp \rightarrow A$$

が得られる。 ■

論理的定理 3.2.22 (否定の論理和は含意で書ける). A と B を文とすると

$$\vdash (\neg A \vee B) \rightarrow (A \rightarrow B).$$

証明. 矛盾の導入より

$$A, \neg A \vdash \perp$$

が成り立ち、爆発律 (論理的定理 3.2.21) より

$$A, \neg A \vdash \perp \rightarrow B$$

が成り立つので、三段論法より

$$A, \neg A \vdash B$$

が従い、演繹定理より

$$\vdash \neg A \rightarrow (A \rightarrow B) \tag{3.22}$$

が得られる。また含意の導入より

$$\vdash B \rightarrow (A \rightarrow B) \tag{3.23}$$

も得られる。ところで論理和の除去より

$$\vdash (\neg A \rightarrow (A \rightarrow B)) \rightarrow ((B \rightarrow (A \rightarrow B)) \rightarrow (\neg A \vee B \rightarrow (A \rightarrow B)))$$

が成り立つので, (3.22) との三段論法より

$$\vdash (B \rightarrow (A \rightarrow B)) \rightarrow (\neg A \vee B \rightarrow (A \rightarrow B))$$

となり, (3.23) との三段論法より

$$\vdash \neg A \vee B \rightarrow (A \rightarrow B)$$

が得られる.

定理 3.2.23 (驚嘆すべき帰結). A を文とするとき

$$\vdash (\neg A \rightarrow A) \rightarrow A.$$

略証. 三段論法より

$$\neg A, \neg A \rightarrow A \vdash A$$

が成り立ち, 他方で矛盾の導入 (CTD1) より

$$\neg A, \neg A \rightarrow A \vdash A \rightarrow (\neg A \rightarrow \perp)$$

も成り立つので, 三段論法より

$$\neg A, \neg A \rightarrow A \vdash \neg A \rightarrow \perp$$

が従う.

$$\neg A, \neg A \rightarrow A \vdash \neg A$$

との三段論法より

$$\neg A, \neg A \rightarrow A \vdash \perp$$

となり, 演繹定理より

$$\neg A \rightarrow A \vdash \neg A \rightarrow \perp$$

が従う. 背理法の原理 (論理的定理 3.2.20) より

$$\neg A \rightarrow A \vdash (\neg A \rightarrow \perp) \rightarrow A$$

が成り立つので三段論法より

$$\neg A \rightarrow A \vdash A$$

となり, 演繹定理より

$$\vdash (\neg A \rightarrow A) \rightarrow A$$

が得られる.

論理的定理 3.2.24 (排中律). A を文とするとき

$$\vdash A \vee \neg A.$$

証明. 論理和の導入より

$$A \vdash A \vee \neg A$$

となり, 他方で矛盾の導入より

$$A \vdash (A \vee \neg A) \rightarrow (\neg(A \vee \neg A) \rightarrow \perp)$$

も成り立つので三段論法より

$$A \vdash \neg(A \vee \neg A) \rightarrow \perp$$

が従う. 演繹定理の逆より

$$\neg(A \vee \neg A), A \vdash \perp$$

となり, 演繹定理より

$$\neg(A \vee \neg A) \vdash A \rightarrow \perp$$

となる. 否定の導入より

$$\neg(A \vee \neg A) \vdash (A \rightarrow \perp) \rightarrow \neg A$$

が成り立つので三段論法より

$$\neg(A \vee \neg A) \vdash \neg A$$

が従う. 論理和の導入より

$$\neg(A \vee \neg A) \vdash \neg A \rightarrow A \vee \neg A$$

が成り立つので三段論法より

$$\neg(A \vee \neg A) \vdash A \vee \neg A$$

が従い, 演繹定理より

$$\vdash \neg(A \vee \neg A) \rightarrow A \vee \neg A$$

が成り立つ. 驚嘆すべき帰結 (論理的定理 3.2.23) より

$$\vdash (\neg(A \vee \neg A) \rightarrow A \vee \neg A) \rightarrow A \vee \neg A$$

が成り立つので三段論法より

$$\vdash A \vee \neg A$$

が出る.

排中律の言明は「いかなる文も肯定か否定の一方は成り立つ」と読めるが、肯定と否定のどちらか一方が証明可能であるということを保証しているわけではない。無矛盾律についても似たようなことが言える。無矛盾律とは「肯定と否定は両立しない」と読めるわけだが、もしかすると、或る公理系 \mathcal{S} の下では或る文 A に対して

$$\mathcal{S} \vdash A \wedge \neg A$$

が導かれるかもしれない。この場合 \mathcal{S} は矛盾することになるが、予め \mathcal{S} が無矛盾であることが判っていない限りはこの事態が起こらないとは言い切れない (極端な例では、矛盾 \perp が公理であっても無矛盾律は定理である)。

論理的定理 3.2.25 (含意の論理和への遺伝性). A, B, C を文とするとき

$$\begin{aligned} & \vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (A \vee C \rightarrow B \vee C), \\ & \vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (C \vee A \rightarrow C \vee B). \end{aligned}$$

略証. 三段論法より

$$A, A \rightarrow B \vdash B$$

が成り立ち、また論理和の導入より

$$\vdash B \rightarrow B \vee C$$

も成り立つので、三段論法より

$$A, A \rightarrow B \vdash B \vee C$$

となり、演繹定理より

$$A \rightarrow B \vdash A \rightarrow B \vee C \tag{3.24}$$

が得られる。論理和の導入より

$$\vdash C \rightarrow B \vee C \tag{3.25}$$

も満たされている。ところで論理和の除去より

$$A \rightarrow B \vdash (A \rightarrow B \vee C) \rightarrow ((C \rightarrow B \vee C) \rightarrow (A \vee C \rightarrow B \vee C))$$

が成り立つので、(3.24) との三段論法より

$$A \rightarrow B \vdash (C \rightarrow B \vee C) \rightarrow (A \vee C \rightarrow B \vee C)$$

となり、(3.25) との三段論法より

$$A \rightarrow B \vdash A \vee C \rightarrow B \vee C$$

が従う。

$$\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (C \vee A \rightarrow C \vee B)$$

も同様に示される。

論理的定理 3.2.26 (含意は否定と論理和で表せる). A と B を文とすると

$$\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (\neg A \vee B).$$

証明. 含意の論理和への遺伝性 (論理的定理 3.2.25) より

$$\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (A \vee \neg A \rightarrow B \vee \neg A)$$

が成り立つので, 演繹定理の逆より

$$A \rightarrow B \vdash A \vee \neg A \rightarrow B \vee \neg A$$

が成り立つ. また排中律 (論理的定理 3.2.24) より

$$A \rightarrow B \vdash A \vee \neg A$$

も成り立つので, 三段論法より

$$A \rightarrow B \vdash B \vee \neg A$$

となる. 論理和の可換性 (論理的定理 3.2.13) より

$$A \rightarrow B \vdash B \vee \neg A \rightarrow \neg A \vee B$$

が成り立つので, 三段論法より

$$A \rightarrow B \vdash \neg A \vee B$$

が従い, 演繹定理より

$$\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (\neg A \vee B)$$

が得られる. ■

論理的定理 3.2.27 (強 De Morgan の法則 (2)). A と B を文とすると

$$\vdash \neg(A \wedge B) \rightarrow \neg A \vee \neg B.$$

証明. 論理積の導入より

$$A \vdash B \rightarrow A \wedge B$$

が成り立つので, これの対偶を取って

$$A \vdash \neg(A \wedge B) \rightarrow \neg B$$

を得る (論理的定理 3.2.3). そして演繹定理の逆より

$$A, \neg(A \wedge B) \vdash \neg B$$

が成立し、演繹定理より

$$\rightarrow(A \wedge B) \vdash A \rightarrow \rightarrow B$$

となる。論理的定理 3.2.26 より

$$\rightarrow(A \wedge B) \vdash (A \rightarrow \rightarrow B) \rightarrow (\rightarrow A \vee \rightarrow B)$$

が成り立つので三段論法より

$$\rightarrow(A \wedge B) \vdash \rightarrow A \vee \rightarrow B$$

が従う。そして演繹定理より

$$\vdash \rightarrow(A \wedge B) \rightarrow \rightarrow A \vee \rightarrow B.$$

を得る。 ■

論理的公理 3.2.28 (量化記号に関する公理). A を \mathcal{L} の式とし、 A を \mathcal{L} の式とし、 x を変項とし、 A には x のみが自由に現れるとする。また τ を主要 ε 項とする。このとき以下を公理とする。

$$\begin{aligned} \rightarrow \forall x A(x) &\rightarrow \exists x \rightarrow A(x), \\ \forall x A(x) &\rightarrow A(\tau), \\ A(\tau) &\rightarrow \exists x A(x), \\ \exists x A(x) &\rightarrow A(\varepsilon x \hat{A}(x)). \end{aligned}$$

ただし \hat{A} とは、 A が \mathcal{L}_ε の式でないときは A を \mathcal{L}_ε の式に書き直したものであり、小節 2.10 の通りの書き換えならばどんな式でも良い。 A が \mathcal{L}_ε の式であるときは \hat{A} は A そのものとする。

\hat{A} を、 A が \mathcal{L}_ε の式でないときは A を \mathcal{L}_ε の式に書き直したものとし、 A が \mathcal{L}_ε の式であるときは A そのものとする。存在記号の論理的公理より

$$\vdash \exists x \rightarrow A(x) \rightarrow \rightarrow A(\varepsilon x \rightarrow \hat{A})$$

が成り立つので、

$$\rightarrow \forall x A(x) \vdash \exists x \rightarrow A(x)$$

との三段論法で

$$\rightarrow \forall x A(x) \vdash \rightarrow A(\varepsilon x \rightarrow \hat{A})$$

が従う。そして対偶律 4 (論理的定理 3.2.19) より

$$\vdash A(\varepsilon x \rightarrow \hat{A}) \rightarrow \forall x A(x)$$

が得られる。これは非常に有用な結果であるから一つの定理として述べておく。

論理的定理 3.2.29 (ϵ 項による全称の導出). A を \mathcal{L} の式とし, x を変項とし, A には x のみが自由に現れるとする. このとき

$$\vdash A(\epsilon x \rightarrow \hat{A}(x)) \rightarrow \forall x A(x).$$

ただし \hat{A} とは, A が \mathcal{L}_ϵ の式でないときは A を \mathcal{L}_ϵ の式に書き直したものであり, 小節 2.10 の通りの書き換えならばどんな式でも良い. A が \mathcal{L}_ϵ の式であるときは \hat{A} は A そのものとする.

どれでも一つ, $A(\tau)$ を成り立たせるような主要 ϵ 項 τ が取れれば $\exists x A(x)$ が成り立つのだし, 逆に $\exists x A(x)$ が成り立つならば $\epsilon x A(x)$ なる ϵ 項が $A(\epsilon x A(x))$ を満たすのである. そして主要 ϵ 項は集合であるから (定理 4.1.3), 「 $A(x)$ を満たす集合 x が存在する」ということと 「 $A(x)$ を満たす集合 x が “実際に取れる”」ということが同じ意味になる.

$\forall x A(x)$ が成り立つならばいかなる主要 ϵ 項 τ も $A(\tau)$ を満たすし, 逆にいかなる主要 ϵ 項 τ も $A(\tau)$ を満たすならば, 特に $\epsilon x \rightarrow A(x)$ なる ϵ 項も $A(\epsilon x \rightarrow A(x))$ を満たすのだから $\forall x A(x)$ が成立する. つまり, 「 $\forall x A(x)$ が成り立つ」ということと 「任意の主要 ϵ 項 τ が $A(\tau)$ を満たす」ということは同じ意味になる.

後述することであるが, 主要 ϵ 項はどれも集合であって (定理 4.1.3), また集合である類はいずれかの主要 ϵ 項と等しい (定理 4.0.2). ゆえに, 量子子の互る範囲は集合に制限されるのである.

量化記号についても De Morgan の法則があり, それを

弱 De Morgan の法則 $\exists x \rightarrow A(x) \leftrightarrow \rightarrow \forall x A(x)$,

強 De Morgan の法則 $\forall x \rightarrow A(x) \leftrightarrow \rightarrow \exists x A(x)$,

と呼ぶことにする.

論理的定理 3.2.30 (量化記号に対する弱 De Morgan の法則 (1)). A を \mathcal{L} の式とし, x を A に自由に現れる変項とし, また A に自由に現れる変項は x のみであるとする. このとき

$$\vdash \exists x \rightarrow A(x) \rightarrow \rightarrow \forall x A(x).$$

略証. 必要に応じて A を \mathcal{L}_ϵ の式に書き換えたものを \hat{A} とする. 存在記号の論理的公理より

$$\exists x \rightarrow A(x) \vdash \rightarrow A(\epsilon x \rightarrow \hat{A}(x)) \quad (3.26)$$

となる. また全称記号の論理的公理より

$$\vdash \forall x A(x) \rightarrow A(\epsilon x \rightarrow \hat{A}(x))$$

が成り立つので, 対偶を取って

$$\vdash \rightarrow A(\epsilon x \rightarrow \hat{A}(x)) \rightarrow \rightarrow \forall x A(x) \quad (3.27)$$

となる (論理的定理 3.2.3). (3.26) と (3.27) の三段論法より

$$\exists x \rightarrow A(x) \vdash \rightarrow \forall x A(x)$$

が従い, 演繹定理より

$$\vdash \exists x \rightarrow A(x) \rightarrow \rightarrow \forall x A(x)$$

が得られる.

論理的定理 3.2.31 (量化記号に対する弱 De Morgan の法則 (2)). A を \mathcal{L} の式とし, x を A に自由に現れる変項とし, また A に自由に現れる変項は x のみであるとする. このとき

$$\vdash \neg \forall x A(x) \rightarrow \exists x \neg A(x).$$

略証. 論理的公理

$$\neg \forall x A(x) \rightarrow \exists x \neg A(x)$$

により得られる.

論理的定理 3.2.32 (量化記号に対する強 De Morgan の法則 (1)). A を \mathcal{L} の式とし, x を A に自由に現れる変項とし, また A に自由に現れる変項は x のみであるとする. このとき

$$\vdash \forall x \neg A(x) \rightarrow \neg \exists x A(x).$$

略証. 必要に応じて A を $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式に書き換えたものを \widehat{A} とする. まず存在記号の論理的公理より

$$\vdash \exists x A(x) \rightarrow A(\varepsilon x \widehat{A}(x))$$

が成り立つので, 対偶を取って

$$\vdash \neg A(\varepsilon x \widehat{A}(x)) \rightarrow \neg \exists x A(x)$$

が成り立つ (論理的定理 3.2.3). また全称記号の論理的公理より

$$\forall x \neg A(x) \vdash \neg A(\varepsilon x \widehat{A}(x))$$

が成り立つので, 三段論法より

$$\forall x \neg A(x) \vdash \neg \exists x A(x)$$

が従い, 演繹定理より

$$\vdash \forall x \neg A(x) \rightarrow \neg \exists x A(x)$$

が得られる.

論理的定理 3.2.33 (量化記号に対する強 De Morgan の法則 (2)). A を \mathcal{L} の式とし, x を A に自由に現れる変項とし, また A に自由に現れる変項は x のみであるとする. このとき

$$\vdash \neg \exists x A(x) \rightarrow \forall x \neg A(x).$$

略証. 必要に応じて A を $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式に書き換えたものを \widehat{A} とする. まず存在記号の論理的公理より

$$\vdash A(\varepsilon x \longrightarrow \widehat{A}(x)) \rightarrow \exists x A(x)$$

が成り立つので, 対偶を取って

$$\vdash \neg \exists x A(x) \rightarrow \neg A(\varepsilon x \longrightarrow \widehat{A}(x))$$

が成り立ち (論理的定理 3.2.3), 演繹定理の逆より

$$\neg \exists x A(x) \vdash \neg A(\varepsilon x \longrightarrow \widehat{A}(x))$$

が従う. また全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\vdash \neg A(\varepsilon x \longrightarrow \widehat{A}(x)) \rightarrow \forall x \neg A(x)$$

が成り立つので, 三段論法より

$$\neg \exists x A(x) \vdash \forall x \neg A(x)$$

が従い, 演繹定理より

$$\vdash \neg \exists x A(x) \rightarrow \forall x \neg A(x)$$

が得られる. ■

論理的定理 3.2.34 (含意の論理積への遺伝性). A, B, C を文とするととき,

$$\begin{aligned} &\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (A \wedge C \rightarrow B \wedge C), \\ &\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (C \wedge A \rightarrow C \wedge B). \end{aligned}$$

略証. 論理積の除去より

$$A \wedge C \vdash A$$

が成り立つので, 三段論法より

$$A \wedge C, A \rightarrow B \vdash B$$

が従う. 再び論理積の除去より

$$A \wedge C \vdash C$$

が成り立つから, 論理積の導入より

$$A \wedge C, A \rightarrow B \vdash B \wedge C$$

が従う. そして演繹定理より

$$\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (A \wedge C \rightarrow B \wedge C)$$

が得られる.

$$\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (C \wedge A \rightarrow C \wedge B)$$

も同様に示される. ■

論理的定理 3.2.35 (含意の含意への遺伝性). A, B, C を文とするととき,

$$\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow ((B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow C)).$$

略証. 三段論法より

$$A, A \rightarrow B \vdash B$$

が成り立つので, 再び三段論法より

$$A, A \rightarrow B, B \rightarrow C \vdash C$$

が成り立つ. そして演繹定理より

$$\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow ((B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow C))$$

が得られる. ■

次の定理は, 量化部分式で束縛される変項の名前替えをしても文の意味が保持されることを保証する.

論理的定理 3.2.36 (量化部分式を差し替えても同値). φ を \mathcal{L}_E の文とし, $\forall y\psi$ が φ の部分式として現れたとする. また z を ψ に自由に現れない変項とし, ψ の中で y への代入について自由であるとする. このとき, φ の上の $\forall y\psi$ のその一か所を $\forall z\psi(y/z)$ に差し替えた文を $\widehat{\varphi}$ とすれば

$$\vdash \varphi \leftrightarrow \widehat{\varphi}$$

が成り立つ. $\forall y\psi$ ではなく $\exists y\psi$ であったとしても同様のことが成り立つ.

略証.

step1 φ が $\forall y\psi$ であるとき,

$$\zeta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z \rightarrow \psi(y/z)$$

とおけば全称記号の論理的公理より

$$\forall y\psi \vdash \psi(y/\zeta)$$

が成り立つが, z の選び方より $\psi(y/\zeta)$ は $\psi(y/z)(z/\zeta)$ と同じ式であるから

$$\forall y\psi \vdash \psi(y/z)(z/\zeta)$$

が成り立つ. そして全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\forall y\psi \vdash \forall z\psi(y/z) \tag{3.28}$$

が成り立つ. 逆に

$$\zeta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \rightarrow \psi$$

とおけば

$$\forall z \psi(y/z) \vdash \psi(y/z)(z/\zeta)$$

が成り立つが、 $\psi(y/z)(z/\zeta)$ は $\psi(y/\zeta)$ と同じ式であるから

$$\forall z \psi(y/z) \vdash \psi(y/\zeta)$$

が成り立つ。そして全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\forall z \psi(y/z) \vdash \forall y \psi \quad (3.29)$$

が成り立つ。(3.28) と (3.29) と論理積の導入より

$$\vdash \varphi \leftrightarrow \widehat{\varphi}$$

が従う。

step2 以下では便宜上、 φ に対して行うような部分式の差し替えによって得る式を「量化部分式の差し替え」と呼ぶことにする。

IH (帰納法の仮定)

φ の任意の真部分式 η に対して、 η に自由に現れている変項が x_1, \dots, x_n で全てであるとき、任意に主要 ε 項 τ_1, \dots, τ_n を取って $\eta(x_1/\tau_1) \cdots (x_n/\tau_n)$ なる文を η^* とする。 η が文なら η^* を η とする。このとき、 η^* の任意の量化部分式の差し替え $\widehat{\eta^*}$ に対して

$$\vdash \eta^* \leftrightarrow \widehat{\eta^*}$$

となる

と仮定する (帰納法の考え方としては、 φ よりも “前の段階” で作られた任意の文に対して量化部分式を差し替えても同値であると仮定している)。

case1 φ が

$$\rightarrow \eta$$

なる文であるとき、 $\widehat{\varphi}$ とは

$$\rightarrow \widehat{\eta}$$

なる文であって ($\widehat{\eta}$ は η の $\forall y \psi$ を $\forall z \psi(y/z)$ に差し替えた文), (IH) より

$$\vdash \eta \leftrightarrow \widehat{\eta}$$

が成り立つ。論理積の除去より

$$\vdash \eta \rightarrow \widehat{\eta},$$

$$\vdash \widehat{\eta} \rightarrow \eta$$

が成り立ち、対偶律 1 (論理的定理 3.2.3) より

$$\vdash \rightarrow \widehat{\eta} \rightarrow \rightarrow \eta,$$

$$\vdash \rightarrow \eta \rightarrow \rightarrow \widehat{\eta}$$

が従う．そして論理積の導入より

$$\vdash \varphi \leftrightarrow \widehat{\varphi}$$

が得られる．

case2 φ が

$$\eta \vee \chi$$

なる文であるとき，差し替えられる $\forall y\psi$ が η に現れているとすれば， $\widehat{\varphi}$ は

$$\widehat{\eta} \vee \chi$$

なる式であって ($\widehat{\eta}$ は η の $\forall y\psi$ を $\forall z\psi(y/z)$ に差し替えた文)，(IH) より

$$\vdash \eta \leftrightarrow \widehat{\eta}$$

が成り立つ．含意の論理和への遺伝性 (論理的定理 3.2.25) より

$$\vdash (\eta \leftrightarrow \widehat{\eta}) \rightarrow (\eta \vee \chi \leftrightarrow \widehat{\eta} \vee \chi)$$

が成り立つので，三段論法より

$$\vdash \varphi \leftrightarrow \widehat{\varphi}$$

が得られる．差し替えられる $\forall y\psi$ が χ に現れているときも同様であるし，また φ が $\eta \wedge \chi$ や $\eta \rightarrow \chi$ なる文の場合も論理的定理 3.2.34 或いは論理的定理 3.2.35 を使えば同様に $\vdash \varphi \leftrightarrow \widehat{\varphi}$ が示される．

case3 φ が

$$\exists w\eta$$

なる文のとき， $\widehat{\varphi}$ とは

$$\exists w\widehat{\eta}$$

なる式であって ($\widehat{\eta}$ は η の $\forall y\psi$ を $\forall z\psi(y/z)$ に差し替えた文)，

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon w\widehat{\eta}$$

とおけば存在記号の論理的公理より

$$\exists w\widehat{\eta} \vdash \widehat{\eta}(w/\tau)$$

が成り立つ．メタ定理 2.10.8 より $\widehat{\eta}(w/\tau)$ は $\eta(w/\tau)$ の量化部分式の差し替えであるから，(IH) より

$$\vdash \widehat{\eta}(w/\tau) \rightarrow \eta(w/\tau)$$

が成り立ち，三段論法より

$$\exists w\widehat{\eta} \vdash \eta(w/\tau)$$

が従い、存在記号の論理的公理と演繹定理より

$$\vdash \exists w \widehat{\eta} \rightarrow \exists w \eta$$

が得られる。同様に

$$\vdash \exists w \eta \rightarrow \exists w \widehat{\eta}$$

も成り立つので、論理積の導入より

$$\vdash \varphi \leftrightarrow \widehat{\varphi}$$

が得られる。 φ が $\forall y \psi$ なる式であっても、全称の導出 (論理的定理 [3.2.29](#)) を利用すれば同様にして $\vdash \varphi \leftrightarrow \widehat{\varphi}$ が示される。 ■

第 4 章

集合

x, y を \mathcal{L} の項とすると,

$$x \notin y \stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} \neg x \in y$$

で $x \notin y$ を定める. 同様に

$$x \neq y \stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} \neg x = y$$

で $x \neq y$ を定める.

集合は特定の性質を持つ類として定義されるが, 類が全て集合であると考えたとすると矛盾が起こる. たとえば Russell のパラドックスで有名な

$$R \stackrel{\text{def}}{=} \{x \mid x \notin x\}$$

なる類が集合であるとする ($\stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow}$ は “式” に対する略記の導入に使ったが (P. 66), これと同様に $\stackrel{\text{def}}{=}$ とは “類” に対する略記を導入するために使う定義記号である)

$$R \notin R \leftrightarrow R \in R$$

が成り立ってしまい, これは矛盾を導く (定理 4.1.9). この点について少し掘り下げると, 実のところは「集合であると考え」とではなく「要素になれると考え」と言い換えた方がパラドックスの原因を掴みやすくなる. 大切なのは「要素になれる類」を制限することなのである (Morse[8] P. xx).

定義 4.0.1 (集合). a を類とすると, 「 a が集合である」という式を

$$\text{set}(a) \stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} \exists x (a = x)$$

で定める. $\Sigma \vdash \text{set}(a)$ ならば a を **集合 (set)** と呼び, $\Sigma \vdash \neg \text{set}(a)$ ならば a を **真類 (proper class)** と呼ぶ.

φ を \mathcal{L} の式とし, x を φ に自由に現れる変項とし, x のみが φ で自由であるとする. このとき

$$\text{set}(\{x \mid \varphi(x)\}) \vdash \text{set}(\{x \mid \varphi(x)\})$$

が満たされている. つまり

$$\text{set}(\{x \mid \varphi(x)\}) \vdash \exists y (\{x \mid \varphi(x)\} = y)$$

が成り立っているということであるが、 $\{x \mid \varphi(x)\} = y$ を

$$\forall x (\varphi(x) \leftrightarrow x \in y)$$

と書き換えれば、存在記号の論理的公理より

$$\text{set}(\{x \mid \varphi(x)\}) \vdash \{x \mid \varphi(x)\} = \varepsilon y \forall x (\varphi(x) \leftrightarrow x \in y)$$

が得られる。これは集合と ε 項との関係の基本定理である。

定理 4.0.2 (集合である内包項は ε 項で書ける). φ を \mathcal{L} の式とし、 x を φ に自由に現れる変項とし、 x のみが φ で自由であるとする。このとき

$$\text{set}(\{x \mid \varphi(x)\}) \vdash \{x \mid \varphi(x)\} = \varepsilon y \forall x (\varphi(x) \leftrightarrow x \in y).$$

4.1 相等性

本論文において“等しい”とは項に対する言明であって、 a と b を項とするとき

$$a = b$$

なる式で表される。この記号

$$=$$

は等号 (**equal sign**) と呼ばれるが、現時点では述語として導入されているだけで、推論操作における働きは不明のままである。本節では、いつ類は等しくなるのか、そして、等しい場合に何が起きるのか、の二つが主題となる。

公理 4.1.1 (外延性の公理 (Extensionality)). a と b を類とするとき次の式を **EXT** により参照する：

$$\forall x (x \in a \leftrightarrow x \in b) \rightarrow a = b.$$

定理 4.1.2 (任意の類は自分自身と等しい). a を類とするとき

$$\mathbf{EXT} \vdash a = a.$$

略証. いま

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s \rightarrow (s \in a \leftrightarrow s \in a)$$

とおく。含意の反射律 (論理的定理 3.1.5) と論理積の導入より

$$\vdash \sigma \in a \leftrightarrow \sigma \in a$$

が成り立つから、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\vdash \forall s (s \in a \leftrightarrow s \in a)$$

が成り立つ．外延性の公理より

$$\mathbf{EXT} \vdash \forall s (s \in a \leftrightarrow s \in a) \rightarrow a = a$$

となるので，三段論法より

$$\mathbf{EXT} \vdash a = a$$

が得られる．

定理 4.1.3 (主要 ε 項は集合である). τ を主要 ε 項とすると

$$\mathbf{EXT} \vdash \text{set}(\tau).$$

略証. 定理 4.1.2 より

$$\mathbf{EXT} \vdash \tau = \tau$$

が成立するので，存在記号の論理的公理より

$$\mathbf{EXT} \vdash \exists x (\tau = x)$$

が成立する．

例えば

$$a = b$$

と書いてあったら“ a と b は等しい”と読めるわけだが，明らかに a は b とは違うではないではないか！こんなことはしょっちゅう起こることであって，上で述べたように $\{x \mid A(x)\}$ が集合なら

$$\{x \mid A(x)\} = \varepsilon y \forall x (A(x) \leftrightarrow x \in y)$$

が成り立ったりする．そこで“数学的に等しいとは何事か”という疑問が浮かぶのは至極自然であって，それに答えるのが次の相等性公理である．

公理 4.1.4 (相等性公理). a, b, c を類とするとき次の式を **EQ** により参照する：

$$\begin{aligned} a = b &\rightarrow b = a, \\ a = b &\rightarrow (a \in c \rightarrow b \in c), \\ a = b &\rightarrow (c \in a \rightarrow c \in b). \end{aligned}$$

定理 4.1.5 (外延性の公理の逆も成り立つ). a と b を類とすると

$$\mathbf{EQ} \vdash a = b \rightarrow \forall x (x \in a \leftrightarrow x \in b).$$

証明. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in a \leftrightarrow x \in b)$$

とおく. 相等性公理より

$$\mathbf{EQ} \vdash a = b \rightarrow (\tau \in a \rightarrow \tau \in b)$$

となるので, 演繹定理の逆より

$$a = b, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in a \rightarrow \tau \in b \quad (4.1)$$

となる. また相等性公理と演繹定理の逆により

$$a = b, \mathbf{EQ} \vdash b = a$$

が成り立ち, 同じく相等性公理より

$$\mathbf{EQ} \vdash b = a \rightarrow (\tau \in b \rightarrow \tau \in a)$$

も成り立つので, 三段論法より

$$a = b, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in b \rightarrow \tau \in a \quad (4.2)$$

も得られる. 論理積の導入により

$$a = b, \mathbf{EQ} \vdash (\tau \in a \rightarrow \tau \in b) \rightarrow ((\tau \in b \rightarrow \tau \in a) \rightarrow (\tau \in a \leftrightarrow \tau \in b))$$

が成り立つので, (4.1) との三段論法より

$$a = b, \mathbf{EQ} \vdash (\tau \in b \rightarrow \tau \in a) \rightarrow (\tau \in a \leftrightarrow \tau \in b)$$

が従い, (4.2) との三段論法より

$$a = b, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in a \leftrightarrow \tau \in b$$

が従う. 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$a = b, \mathbf{EQ} \vdash \forall x (x \in a \leftrightarrow x \in b)$$

が成立し, 演繹定理より

$$\mathbf{EQ} \vdash a = b \rightarrow \forall x (x \in a \leftrightarrow x \in b)$$

が得られる. ■

公理 4.1.6 (内包性公理). φ を y のみが自由に現れる \mathcal{L} の式とし, x は φ で y への代入について自由であるとすると, 次の式を **COM** により参照する:

$$\forall x (x \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow \varphi(x)).$$

定理 4.1.7 (主要 ε 項は内包項で書ける). τ を主要 ε 項とすると

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \{x \mid x \in \tau\} = \tau.$$

略証. 内包性公理より直接

$$\mathbf{COM} \vdash \forall x (x \in \{x \mid x \in \tau\} \leftrightarrow x \in \tau)$$

が成り立つので,

$$\mathbf{EXT} \vdash \forall x (x \in \{x \mid x \in \tau\} \leftrightarrow x \in \tau) \rightarrow \{x \mid x \in \tau\} = \tau$$

と三段論法より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \{x \mid x \in \tau\} = \tau$$

が得られる. ■

定理 4.1.8 (条件を満たす集合は要素である). φ を \mathcal{L}_E の式とし, x を変項とし, φ には x のみが自由に現れているとする. このとき, 任意の類 a に対して

$$\mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \varphi(a) \rightarrow (\text{set}(a) \rightarrow a \in \{x \mid \varphi(x)\}).$$

略証.

$$\text{set}(a) \vdash \exists x (a = x)$$

より,

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (a = x)$$

とおけば

$$\text{set}(a) \vdash a = \tau$$

となる. 相等性の公理より

$$\text{set}(a), \mathbf{EQ} \vdash a = \tau \rightarrow (\varphi(a) \rightarrow \varphi(\tau))$$

となるので, 三段論法と演繹定理の逆より

$$\varphi(a), \text{set}(a), \mathbf{EQ} \vdash \varphi(\tau)$$

となる. 内包性公理より

$$\varphi(a), \text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \tau \in \{x \mid A(x)\}$$

が従い, 相等性の公理から

$$\varphi(a), \text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash a \in \{x \mid A(x)\}$$

が成立する. 演繹定理より

$$\begin{aligned} \varphi(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} &\vdash \text{set}(a) \rightarrow a \in \{x \mid A(x)\}, \\ \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} &\vdash \varphi(a) \rightarrow (\text{set}(a) \rightarrow a \in \{x \mid \varphi(x)\}) \end{aligned}$$

が従う. ■

定理 4.1.9 (Russell のパラドックス).

$$\mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \text{set}(\{x \mid x \notin x\}) \rightarrow \perp.$$

略証. いま $R \stackrel{\text{def}}{=} \{x \mid x \notin x\}$ とし

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (R = x)$$

とおけば, 存在記号の論理的公理より

$$\text{set}(R) \vdash R = \tau \tag{4.3}$$

が成立する. また全称記号の論理的公理と論理積の除去より

$$\mathbf{COM} \vdash \tau \in R \rightarrow \tau \notin \tau, \tag{4.4}$$

$$\mathbf{COM} \vdash \tau \notin \tau \rightarrow \tau \in R \tag{4.5}$$

が成り立つ.

step1 まず

$$\text{set}(R), \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \tau \in R \rightarrow \perp \tag{4.6}$$

を示す. (4.3) と

$$\mathbf{EQ} \vdash R = \tau \rightarrow (\tau \in R \rightarrow \tau \in \tau)$$

との三段論法より

$$\tau \in R, \text{set}(R), \mathbf{EQ} \vdash \tau \in \tau$$

がとなり, また (4.4) より

$$\tau \in R, \mathbf{COM} \vdash \tau \notin \tau$$

も成り立つので, 矛盾の導入

$$\vdash \tau \in \tau \rightarrow (\tau \notin \tau \rightarrow \perp)$$

との三段論法および演繹定理より (4.6) が得られる.

step2 次に

$$\text{set}(R), \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \tau \notin R \rightarrow \perp \tag{4.7}$$

を示す. まず (4.5) と対偶律 3 (論理的定理 3.2.18) より

$$\mathbf{COM} \vdash \tau \notin R \rightarrow \tau \in \tau$$

が成り立ち

$$\tau \notin R, \mathbf{COM} \vdash \tau \in \tau \tag{4.8}$$

が従う。また (4.3) と

$$\mathbf{EQ} \vdash R = \tau \rightarrow \tau = R$$

より

$$\text{set}(R), \mathbf{EQ} \vdash \tau = R$$

となり,

$$\mathbf{EQ} \vdash \tau = R \rightarrow (\tau \in \tau \rightarrow \tau \in R)$$

との三段論法より

$$\text{set}(R), \mathbf{EQ} \vdash \tau \in \tau \rightarrow \tau \in R$$

が成り立つので, 対偶律 1 (論理的定理 3.2.3) より

$$\text{set}(R), \mathbf{EQ} \vdash \tau \notin R \rightarrow \tau \notin \tau$$

が成り立ち,

$$\tau \notin R, \text{set}(R), \mathbf{EQ} \vdash \tau \notin \tau \quad (4.9)$$

が従う。(4.8)(4.9) と矛盾の導入および演繹定理より (4.7) が得られる。

step3 (4.6) と (4.7) と論理和の除去より

$$\text{set}(R), \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \tau \in R \vee \tau \notin R \rightarrow \perp$$

が成り立つが, 排中律 (論理的定理 3.2.24) より

$$\vdash \tau \in R \vee \tau \notin R$$

が成り立つので

$$\text{set}(R), \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \perp$$

が出る。 ■

Russell のパラドックスと否定の導入により

$$\mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \neg \text{set}(\{x \mid x \notin x\})$$

が成り立つ。つまり $\{x \mid x \notin x\}$ は真類である。そして定理 4.9.2 によって $\{x \mid x \notin x\}$ が次の宇宙 \mathbf{V} と等しいことが判る。

定義 4.1.10 (宇宙). $\mathbf{V} \stackrel{\text{def}}{=} \{x \mid x = x\}$ で定める類 \mathbf{V} を宇宙 (**Universe**) と呼ぶ。

宇宙とは集合の全体を表すが, これ自体は集合ではない。ここで \mathbf{V} が集合の全体を表すとは, 任意の類 a に対して「 a が \mathbf{V} の要素ならば a は集合であり, 逆に a が集合ならば a は \mathbf{V} の要素である」という意味である (定理 4.1.12)。

公理 4.1.11 (要素). 次の公理を **ELE** によって参照する: a と b を類とするとき

$$a \in b \rightarrow \text{set}(a).$$

要素の公理は要素となりうる類は集合であると規制している. もともと $\{x \mid \varphi(x)\}$ に期されていた「 $\varphi(x)$ を満たす集合 x の全体」の意味を実質化するために要素の公理を設けたのである.

定理 4.1.12 (V は集合の全体である). a を類とするとき次が成り立つ:

$$\begin{aligned} \mathbf{ELE} &\vdash a \in \mathbf{V} \rightarrow \text{set}(a), \\ \mathbf{EXT, EQ, COM} &\vdash \text{set}(a) \rightarrow a \in \mathbf{V}. \end{aligned}$$

証明. a を類とするとき, まず要素の公理より

$$\mathbf{ELE} \vdash a \in \mathbf{V} \rightarrow \text{set}(a)$$

が得られる. 逆を示す. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (a = x)$$

とおくと,

$$\text{set}(a) \vdash \exists x (a = x)$$

と

$$\text{set}(a) \vdash \exists x (a = x) \rightarrow a = \tau$$

(存在記号の論理的公理) より

$$\text{set}(a) \vdash a = \tau \tag{4.10}$$

が成り立つ. 他方で定理 4.1.2 と内包性公理より

$$\begin{aligned} \mathbf{EXT} &\vdash \tau = \tau, \\ \mathbf{COM} &\vdash \tau = \tau \rightarrow \tau \in \mathbf{V} \end{aligned}$$

が成り立つので, 三段論法より

$$\mathbf{EXT, COM} \vdash \tau \in \mathbf{V} \tag{4.11}$$

となる. ここで相等性公理より

$$\mathbf{EQ} \vdash a = \tau \rightarrow \tau = a$$

が成り立つので, (4.10) と三段論法より

$$\text{set}(a), \mathbf{EQ} \vdash \tau = a \tag{4.12}$$

となる. 同じく相等性公理より

$$\mathbf{EQ} \vdash \tau = a \rightarrow (\tau \in \mathbf{V} \rightarrow a \in \mathbf{V})$$

が成り立つので, (4.12) と三段論法より

$$\text{set}(a), \mathbf{EQ} \vdash \tau \in V \rightarrow a \in V$$

となり, (4.11) と三段論法より

$$\text{set}(a), \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash a \in V$$

が成り立つ. 最後に演繹定理より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \text{set}(a) \rightarrow a \in V$$

が得られる. ■

定理 4.9.2 より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{ELE}, \mathbf{PAI}, \mathbf{REG} \vdash V \notin V$$

が成り立つので, 前の定理より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{ELE}, \mathbf{PAI}, \mathbf{REG} \vdash \rightarrow_{\text{set}}(V)$$

が従う. つまり V は真類である.

論理的定理 4.1.13 (同値関係の可換律). A, B を \mathcal{L} の文とするとき

$$\vdash (A \leftrightarrow B) \rightarrow (B \leftrightarrow A).$$

略証. 論理積の除去より

$$A \leftrightarrow B \vdash A \rightarrow B, \tag{4.13}$$

$$A \leftrightarrow B \vdash B \rightarrow A \tag{4.14}$$

となる. 他方で論理積の導入より

$$\vdash (B \rightarrow A) \rightarrow ((A \rightarrow B) \rightarrow (B \leftrightarrow A))$$

が成り立つので

$$A \leftrightarrow B \vdash (B \rightarrow A) \rightarrow ((A \rightarrow B) \rightarrow (B \leftrightarrow A))$$

も成り立つ. これと (4.13) との三段論法より

$$A \leftrightarrow B \vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (B \leftrightarrow A)$$

となり, (4.14) との三段論法より

$$A \leftrightarrow B \vdash B \leftrightarrow A$$

が得られる. ■

論理的定理 4.1.14 (同値関係の推移律). A, B, C を \mathcal{L} の文とすると

$$\vdash (A \leftrightarrow B) \rightarrow ((B \leftrightarrow C) \rightarrow (A \leftrightarrow C)).$$

略証. 論理積の除去法則より

$$\begin{aligned} A \leftrightarrow B &\vdash A \rightarrow B, \\ A \leftrightarrow B &\vdash B \rightarrow A \end{aligned}$$

が成り立つので

$$\begin{aligned} A \leftrightarrow B, B \leftrightarrow C &\vdash A \rightarrow B, \\ A \leftrightarrow B, B \leftrightarrow C &\vdash B \rightarrow A \end{aligned} \tag{4.15}$$

も成り立つし、対称的に

$$\begin{aligned} A \leftrightarrow B, B \leftrightarrow C &\vdash B \rightarrow C, \\ A \leftrightarrow B, B \leftrightarrow C &\vdash C \rightarrow B \end{aligned} \tag{4.16}$$

も成り立つ.

$$\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow ((B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow C))$$

も成り立つので, (4.15) との三段論法より

$$A \leftrightarrow B, B \leftrightarrow C \vdash (B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow C)$$

が成り立ち, (4.16) との三段論法より

$$A \leftrightarrow B, B \leftrightarrow C \vdash A \rightarrow C \tag{4.17}$$

が成り立つ. 同様に

$$A \leftrightarrow B, B \leftrightarrow C \vdash C \rightarrow A \tag{4.18}$$

も得られる. 論理積の導入より

$$\vdash (A \rightarrow C) \rightarrow ((C \rightarrow A) \rightarrow (A \leftrightarrow C))$$

が成り立つので, (4.17) との三段論法より

$$A \leftrightarrow B, B \leftrightarrow C \vdash (C \rightarrow A) \rightarrow (A \leftrightarrow C)$$

となり, (4.18) との三段論法より

$$A \leftrightarrow B, B \leftrightarrow C \vdash A \leftrightarrow C$$

となる. あとは演繹定理を二回適用すれば

$$\vdash (A \leftrightarrow B) \rightarrow ((B \leftrightarrow C) \rightarrow (A \leftrightarrow C))$$

が得られる.

■

定理 4.1.15 (等号の推移律). a, b, c を類とするとき

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{EQ} \vdash a = b \rightarrow (a = c \rightarrow b = c).$$

略証. まずは

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash \forall x (x \in b \leftrightarrow x \in c)$$

を示したいので

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in b \leftrightarrow x \in c)$$

とおく (b, c が \mathcal{L}_E の項でなければ $x \in b \leftrightarrow x \in c$ を書き換える). 相等性公理より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash a = b \rightarrow (\tau \in a \rightarrow \tau \in b)$$

が成り立つので,

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash a = b \tag{4.19}$$

との三段論法より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in a \rightarrow \tau \in b \tag{4.20}$$

となる. 同じく相等性公理より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash a = b \rightarrow b = a,$$

が成り立つので, (4.19) との三段論法より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash b = a$$

となり, 同様に相等性公理から

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash b = a \rightarrow (\tau \in b \rightarrow \tau \in a)$$

が成り立つので, 三段論法より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in b \rightarrow \tau \in a \tag{4.21}$$

となる. 論理積の導入より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash (\tau \in a \rightarrow \tau \in b) \rightarrow ((\tau \in b \rightarrow \tau \in a) \rightarrow (\tau \in a \leftrightarrow \tau \in b))$$

が成り立つので, (4.20) との三段論法より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash (\tau \in b \rightarrow \tau \in a) \rightarrow (\tau \in a \leftrightarrow \tau \in b)$$

となり, (4.21) との三段論法より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in a \leftrightarrow \tau \in b \tag{4.22}$$

となる。対称的に

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in a \leftrightarrow \tau \in c \quad (4.23)$$

も得られる。ここで含意の可換律 (論理的定理 4.1.13) より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash (\tau \in a \leftrightarrow \tau \in b) \rightarrow (\tau \in b \leftrightarrow \tau \in a)$$

が成り立つので, (4.22) との三段論法より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in b \leftrightarrow \tau \in a \quad (4.24)$$

となる。また含意の推移律 (論理的定理 4.1.14) より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash (\tau \in b \leftrightarrow \tau \in a) \rightarrow ((\tau \in a \leftrightarrow \tau \in c) \rightarrow (\tau \in b \leftrightarrow \tau \in c))$$

が成り立つので, (4.24) との三段論法より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash (\tau \in a \leftrightarrow \tau \in c) \rightarrow (\tau \in b \leftrightarrow \tau \in c)$$

となり, (4.23) との三段論法より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in b \leftrightarrow \tau \in c$$

が得られる。全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash (\tau \in b \leftrightarrow \tau \in c) \rightarrow \forall x (x \in b \leftrightarrow x \in c)$$

となるので, 三段論法より

$$a = b, a = c, \mathbf{EQ} \vdash \forall x (x \in b \leftrightarrow x \in c)$$

となり, 外延性公理より

$$a = b, a = c, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ} \vdash \forall x (x \in b \leftrightarrow x \in c) \rightarrow b = c$$

となるので, 三段論法より

$$a = b, a = c, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ} \vdash b = c$$

が得られる。 ■

この節の最後に等号の対称律と推移律の同値性について書いておく。本論文では等号の対称律

$$a = b \rightarrow b = a$$

を公理としたが, 逆に推移律を公理にすれば

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{EQ} \vdash a = b \rightarrow b = a$$

が成立する。実際

$$\begin{aligned} a = b, \mathbf{EQ} \vdash a = a &\rightarrow b = a, \\ \mathbf{EXT} \vdash a = a, & \quad (\text{定理 4.1.2}), \\ a = b, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ} \vdash b = a & \quad (\text{三段論法}) \end{aligned}$$

となる。つまり等号の対称律と推移律は外延性公理の下で同値なのである。

4.2 書き換えの同値性

\mathcal{L} の式を \mathcal{L}_E の式に変換するときは、まず部分式のうち原子式に対して

表 4.1 式の書き換え表 (再掲)

	元の式	書き換え後	付記
(1)	$a = \{z \mid \psi\}$	$\forall v (v \in a \leftrightarrow \psi(z/v))$	
(2)	$\{y \mid \varphi\} = b$	$\forall u (\varphi(y/u) \leftrightarrow u \in b)$	
(3)	$\{y \mid \varphi\} = \{z \mid \psi\}$	$\forall u (\varphi(y/u) \leftrightarrow \psi(z/u))$	
(4)	$a \in \{z \mid \psi\}$	$\psi(z/a)$	必要なら変項の名前替え
(5)	$\{y \mid \varphi\} \in b$	$\exists s (\forall u (\varphi(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b)$	
(6)	$\{y \mid \varphi\} \in \{z \mid \psi\}$	$\exists s (\forall u (\varphi(y/u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(z/s))$	

に則って変換したのであった。また量化部分式を逐次的に差し替えることによって得られる式も書き換えと呼んだ (定義 2.10.1)。以下では表 2.1 の直後で述べた細かい変項条件等は全て満たされているとする。この節では、 φ が \mathcal{L}_E の式ではない \mathcal{L} の文であるとして、その書き換え $\widehat{\varphi}$ に対して

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \varphi \leftrightarrow \widehat{\varphi} \quad (4.25)$$

が成り立つことを示す。これが示されれば、たとえば φ に変項 x のみが自由に現れている場合は

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \forall x (\varphi(x) \leftrightarrow \widehat{\varphi}(x))$$

が成り立つし、 x と y のみが自由に現れている場合も

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \forall x \forall y (\varphi(x, y) \leftrightarrow \widehat{\varphi}(x, y))$$

が成り立つ。実際、前者の場合は

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (\widehat{\varphi}(x) \leftrightarrow \widehat{\varphi}(x))$$

とおけば (4.25) より

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \varphi(\tau) \leftrightarrow \widehat{\varphi}(\tau)$$

が成り立つのだし (メタ定理 2.10.7 より $\widehat{\varphi}$ に自由に現れるのは x だけであり、メタ定理 2.10.9 より $\widehat{\varphi}(\tau)$ は $\varphi(\tau)$ の書き換えである)、後者の場合は

$$\begin{aligned} \sigma &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow \forall y (\widehat{\varphi}(x, y) \leftrightarrow \widehat{\varphi}(x, y)), \\ \rho &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \rightarrow (\widehat{\varphi}(\sigma, y) \leftrightarrow \widehat{\varphi}(\sigma, y)) \end{aligned}$$

とおけば (4.25) より

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \varphi(\sigma, \rho) \leftrightarrow \widehat{\varphi}(\sigma, \rho)$$

が成り立つので、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) を適用すればいい。一般の文 φ に対して (4.25) を示すには φ が原子式であるとして (4.25) を示せば殆ど十分であり、それについて先に結論を書いておくと

$$\begin{aligned}
& \text{EQ, COM} \vdash a = \{z \mid \psi(z)\} \rightarrow \forall v (v \in a \leftrightarrow \psi(v)), \\
& \text{EXT, COM} \vdash \forall v (v \in a \leftrightarrow \psi(v)) \rightarrow a = \{z \mid \psi(z)\}, \\
& \text{EQ, COM} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = b \rightarrow \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \\
& \text{EXT, COM} \vdash \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b) \rightarrow \{y \mid \varphi(y)\} = b, \\
& \text{EQ, COM} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = \{z \mid \psi(z)\} \rightarrow \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \\
& \text{EXT, COM} \vdash \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)) \rightarrow \{y \mid \varphi(y)\} = \{z \mid \psi(z)\}, \\
& \text{COM} \vdash a \in \{z \mid \psi(z)\} \rightarrow \widetilde{\psi}(a), \\
& \text{COM} \vdash \widetilde{\psi}(a) \rightarrow a \in \{z \mid \psi(z)\}, \\
& \text{EQ, COM, ELE} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} \in b \rightarrow \exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b), \\
& \text{EXT, EQ, COM} \vdash \exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b) \rightarrow \{y \mid \varphi(y)\} \in b, \\
& \text{EQ, COM, ELE} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} \in \{z \mid \psi(z)\} \rightarrow \exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(s)), \\
& \text{EXT, EQ, COM} \vdash \exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(s)) \rightarrow \{y \mid \varphi(y)\} \in \{z \mid \psi(z)\}
\end{aligned}$$

が成立する。

論理的定理 4.2.1 (同値記号の対称律). A, B を \mathcal{L} の文とするととき

$$\vdash (A \leftrightarrow B) \rightarrow (B \leftrightarrow A).$$

証明. 論理積の除去より

$$\begin{aligned}
& A \leftrightarrow B \vdash A \rightarrow B, \\
& A \leftrightarrow B \vdash B \rightarrow A
\end{aligned}$$

となる。他方で論理積の導入より

$$\vdash (B \rightarrow A) \rightarrow ((A \rightarrow B) \rightarrow (B \rightarrow A) \wedge (A \rightarrow B))$$

が成り立つので、三段論法を二回適用すれば

$$A \leftrightarrow B \vdash (B \rightarrow A) \wedge (A \rightarrow B)$$

となる。つまり

$$A \leftrightarrow B \vdash B \leftrightarrow A$$

が得られた。 ■

定理 4.2.2. a を主要 ε 項とし, ψ を \mathcal{L}_ε の式とし, ψ には z のみ自由に現れているとする。このとき

$$\text{EQ, COM} \vdash a = \{z \mid \psi(z)\} \rightarrow \forall v (v \in a \leftrightarrow \psi(v)).$$

略証. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon v \rightarrow (v \in a \leftrightarrow \psi(v))$$

とおく. 外延性公理の逆 (定理 4.1.5) より

$$a = \{z \mid \psi(z)\}, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in a \leftrightarrow \tau \in \{z \mid \psi(z)\}$$

が成り立ち, 他方で内包性公理より

$$\mathbf{COM} \vdash \tau \in \{z \mid \psi(z)\} \leftrightarrow \psi(\tau)$$

が成り立つので, 同値記号の推移律 (論理的定理 4.1.14) より

$$a = \{z \mid \psi(z)\}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \tau \in a \leftrightarrow \psi(\tau)$$

が従う. そして全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$a = \{z \mid \psi(z)\}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \forall v (v \in a \leftrightarrow \psi(v))$$

が得られる. ■

定理 4.2.3. a を主要 ε 項とし, ψ を \mathcal{L}_ε の式とし, ψ には z のみ自由に現れているとする. このとき

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \forall v (v \in a \leftrightarrow \psi(v)) \rightarrow a = \{z \mid \psi(z)\}.$$

略証. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in a \leftrightarrow x \in \{z \mid \psi(z)\})$$

とおく. まず全称記号の論理的公理より

$$\forall v (v \in a \leftrightarrow \psi(v)) \vdash \tau \in a \leftrightarrow \psi(\tau) \quad (4.26)$$

が成り立つ. また内包性公理より

$$\mathbf{COM} \vdash \tau \in \{z \mid \psi(z)\} \leftrightarrow \psi(\tau)$$

となるので, 同値記号の対称律 (4.2.1) より

$$\mathbf{COM} \vdash \psi(\tau) \leftrightarrow \tau \in \{z \mid \psi(z)\} \quad (4.27)$$

が成り立つ. (4.26) と (4.27) と同値記号の推移律 (論理的定理 4.1.14) より

$$\forall v (v \in a \leftrightarrow \psi(v)), \mathbf{COM} \vdash \tau \in a \leftrightarrow \tau \in \{z \mid \psi(z)\}$$

となり, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\forall v (v \in a \leftrightarrow \psi(v)), \mathbf{COM} \vdash \forall x (x \in a \leftrightarrow x \in \{z \mid \psi(z)\})$$

となり, 外延性公理より

$$\forall v (v \in a \leftrightarrow \psi(v)), \mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash a = \{z \mid \psi(z)\}$$

が得られる. ■

定理 4.2.4. b を主要 ε 項とし, φ を \mathcal{L}_ε の式とし, φ には y のみ自由に現れているとする. このとき

$$\mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = b \rightarrow \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b).$$

略証. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon u \rightarrow (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b)$$

とおけば, まず外延性公理の逆 (定理 4.1.5) より

$$\{y \mid \varphi(y)\} = b, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow \tau \in b \quad (4.28)$$

が成り立つ. 他方で内包性公理より

$$\mathbf{COM} \vdash \tau \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow \varphi(\tau)$$

となり, 同値記号の対称律 (4.2.1) より

$$\mathbf{COM} \vdash \varphi(\tau) \leftrightarrow \tau \in \{y \mid \varphi(y)\} \quad (4.29)$$

が成り立つ. (4.28) と (4.29) と同値記号の推移律 (論理的定理 4.1.14) より

$$\{y \mid \varphi(y)\} = b, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \varphi(\tau) \leftrightarrow \tau \in b$$

が成り立ち, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\{y \mid \varphi(y)\} = b, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b)$$

が得られる. ■

定理 4.2.5. b を主要 ε 項とし, φ を \mathcal{L}_ε の式とし, φ には y のみ自由に現れているとする. このとき

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b) \rightarrow \{y \mid \varphi(y)\} = b.$$

略証. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow x \in b)$$

とおく. まず全称記号の論理的公理より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b) \vdash \varphi(\tau) \leftrightarrow \tau \in b \quad (4.30)$$

が成り立ち, また内包性公理より

$$\mathbf{COM} \vdash \tau \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow \varphi(\tau) \quad (4.31)$$

が成り立つので, (4.30) と (4.31) と同値記号の推移律 (論理的定理 4.1.14) より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \mathbf{COM} \vdash \tau \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow \tau \in b$$

が成り立つ。全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \mathbf{COM} \vdash \forall x (x \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow x \in b)$$

となり、外延性公理より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = b$$

が得られる. ■

定理 4.2.6. φ と ψ を $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式とし、 φ には y のみ自由に現れ、 ψ には z のみ自由に現れているとする。このとき

$$\mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = \{z \mid \psi(z)\} \rightarrow \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)).$$

略証. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon u \rightarrow (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u))$$

とおけば、まず外延性公理の逆 (定理 4.1.5) より

$$\{y \mid \varphi(y)\} = \{z \mid \psi(z)\}, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow \tau \in \{z \mid \psi(z)\} \quad (4.32)$$

が成り立つ。また内包性公理より

$$\mathbf{COM} \vdash \tau \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow \varphi(\tau), \quad (4.33)$$

$$\mathbf{COM} \vdash \tau \in \{z \mid \psi(z)\} \leftrightarrow \psi(\tau) \quad (4.34)$$

が成り立つが、(4.33) と同値記号の対称律 (4.2.1) より

$$\mathbf{COM} \vdash \varphi(\tau) \leftrightarrow \tau \in \{y \mid \varphi(y)\} \quad (4.35)$$

も成り立つ。(4.35) と (4.32) と同値記号の推移律 (論理的定理 4.1.14) より

$$\{y \mid \varphi(y)\} = \{z \mid \psi(z)\}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \varphi(\tau) \leftrightarrow \tau \in \{z \mid \psi(z)\} \quad (4.36)$$

が従い、(4.36) と (4.34) と同値記号の推移律より

$$\{y \mid \varphi(y)\} = \{z \mid \psi(z)\}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \varphi(\tau) \leftrightarrow \psi(\tau)$$

が従う。そして全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\{y \mid \varphi(y)\} = \{z \mid \psi(z)\}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u))$$

が得られる. ■

定理 4.2.7. φ と ψ を $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式とし、 φ には y のみ自由に現れ、 ψ には z のみ自由に現れているとする。このとき

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)) \rightarrow \{y \mid \varphi(y)\} = \{z \mid \psi(z)\}.$$

略証. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow x \in \{z \mid \psi(z)\})$$

とおく. まず全称記号の論理的公理より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)) \vdash \varphi(\tau) \leftrightarrow \psi(\tau) \quad (4.37)$$

が成り立つ. また内包性公理より

$$\begin{aligned} \mathbf{COM} \vdash \tau \in \{y \mid \varphi(y)\} &\leftrightarrow \varphi(\tau), \\ \mathbf{COM} \vdash \tau \in \{z \mid \psi(z)\} &\leftrightarrow \psi(\tau) \end{aligned} \quad (4.38)$$

となり, 同値記号の対称律 (4.2.1) より

$$\mathbf{COM} \vdash \psi(\tau) \leftrightarrow \tau \in \{z \mid \psi(z)\} \quad (4.39)$$

も成り立つ. (4.37) と (4.38) と同値記号の推移律 (論理的定理 4.1.14) より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \mathbf{COM} \vdash \tau \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow \psi(\tau) \quad (4.40)$$

となり, (4.39) と (4.40) と同値記号の推移律より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \mathbf{COM} \vdash \tau \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow \tau \in \{z \mid \psi(z)\}$$

となり, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \mathbf{COM} \vdash \forall x (x \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow x \in \{z \mid \psi(z)\})$$

となり, 外延性公理より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = \{z \mid \psi(z)\}$$

が得られる. ■

定理 4.2.8. a を主要 ε 項とし, ψ を \mathcal{L}_ε の式とし, ψ には z のみ自由に現れているとする. このとき

$$\mathbf{COM} \vdash a \in \{z \mid \psi(z)\} \rightarrow \psi(a).$$

略証. a は主要 ε 項であるから, 内包性公理より

$$\mathbf{COM} \vdash a \in \{z \mid \psi(z)\} \rightarrow \psi(a)$$

が成り立つ. ■

定理 4.2.9. a を主要 ε 項とし, ψ を \mathcal{L}_ε の式とし, ψ には z のみ自由に現れているとする. このとき

$$\mathbf{COM} \vdash \psi(a) \rightarrow a \in \{z \mid \psi(z)\}.$$

略証. a は主要 ε 項であるから, 内包性公理より

$$\mathbf{COM} \vdash \psi(a) \rightarrow a \in \{z \mid \psi(z)\}$$

が成り立つ. ■

定理 4.2.10. b を主要 ε 項とし, φ を \mathcal{L}_ε の式とし, φ には y のみ自由に現れているとする. このとき

$$\mathbf{EQ, COM, ELE} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} \in b \rightarrow \exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b).$$

略証. 要素の公理より

$$\{y \mid \varphi(y)\} \in b, \mathbf{ELE} \vdash \exists s (\{y \mid \varphi(y)\} = s)$$

が成り立つので,

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s)$$

とおけば存在記号の論理的公理より

$$\{y \mid \varphi(y)\} \in b, \mathbf{ELE} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = \sigma \quad (4.41)$$

となる. ここで相等性公理より

$$\mathbf{EQ} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = \sigma \rightarrow (\{y \mid \varphi(y)\} \in b \rightarrow \sigma \in b)$$

が成り立つので, (4.41) と三段論法より

$$\{y \mid \varphi(y)\} \in b, \mathbf{EQ, ELE} \vdash \sigma \in b \quad (4.42)$$

が得られる. 他方で定理 4.2.4 より

$$\mathbf{EQ, COM} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = \sigma \rightarrow \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in \sigma)$$

が成り立つので, (4.41) と三段論法より

$$\{y \mid \varphi(y)\} \in b, \mathbf{EQ, COM, ELE} \vdash \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in \sigma) \quad (4.43)$$

も得られる. (4.42) と (4.43) と論理積の導入より

$$\{y \mid \varphi(y)\} \in b, \mathbf{EQ, COM, ELE} \vdash \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in \sigma) \wedge \sigma \in b$$

が成り立つので, 存在記号の論理的公理より

$$\{y \mid \varphi(y)\} \in b, \mathbf{EQ, COM, ELE} \vdash \exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b)$$

が得られる. ■

定理 4.2.11. b を主要 ε 項とし, φ を \mathcal{L}_ε の式とし, φ には y のみ自由に現れているとする. このとき

$$\mathbf{EXT, EQ, COM} \vdash \exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b) \rightarrow \{y \mid \varphi(y)\} \in b.$$

略証. いま

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b)$$

とおけば, 存在記号の論理的公理と論理積の除去より

$$\exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b) \vdash \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in \sigma), \quad (4.44)$$

$$\exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b) \vdash \sigma \in b \quad (4.45)$$

が成り立つ. ここで定理 4.2.5 より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in \sigma) \rightarrow \{y \mid \varphi(y)\} = \sigma$$

が成り立つので, (4.44) との三段論法より

$$\exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b), \mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = \sigma \quad (4.46)$$

が得られる. また相等性公理より

$$\begin{aligned} \mathbf{EQ} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = \sigma &\rightarrow \sigma = \{y \mid \varphi(y)\}, \\ \mathbf{EQ} \vdash \sigma = \{y \mid \varphi(y)\} &\rightarrow (\sigma \in b \rightarrow \{y \mid \varphi(y)\} \in b) \end{aligned}$$

が成り立つので, (4.45) と (4.46) との三段論法より

$$\exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b), \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} \in b$$

が従う. ■

定理 4.2.12. φ と ψ を $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式とし, φ には y のみ自由に現れ, ψ には z のみ自由に現れているとする. このとき

$$\mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{ELE} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} \in \{z \mid \psi(z)\} \rightarrow \exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(s)).$$

略証. まず (4.41) と (4.43) と同様に,

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s)$$

とおけば

$$\{y \mid \varphi(y)\} \in \{z \mid \psi(z)\}, \mathbf{ELE} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = \sigma \quad (4.47)$$

と

$$\{y \mid \varphi(y)\} \in \{z \mid \psi(z)\}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{ELE} \vdash \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in \sigma) \quad (4.48)$$

が成り立つ. また相等性公理より

$$\mathbf{EQ} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = \sigma \rightarrow (\{y \mid \varphi(y)\} \in \{z \mid \psi(z)\} \rightarrow \sigma \in \{z \mid \psi(z)\})$$

となるので, (4.47) との三段論法より

$$\{y \mid \varphi(y)\} \in \{z \mid \psi(z)\}, \mathbf{EQ}, \mathbf{ELE} \vdash \sigma \in \{z \mid \psi(z)\}$$

が成り立ち, 内包性公理より

$$\mathbf{COM} \vdash \sigma \in \{z \mid \psi(z)\} \rightarrow \psi(\sigma)$$

が成り立つので

$$\{y \mid \varphi(y)\} \in \{z \mid \psi(z)\}, \mathbf{EQ}, \mathbf{ELE} \vdash \psi(\sigma) \quad (4.49)$$

が得られる. (4.48) と (4.49) と論理積の導入より

$$\{y \mid \varphi(y)\} \in \{z \mid \psi(z)\}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{ELE} \vdash \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in \sigma) \wedge \psi(\sigma)$$

が成り立ち, 存在記号の論理的公理より

$$\{y \mid \varphi(y)\} \in \{z \mid \psi(z)\}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{ELE} \vdash \exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(s))$$

が得られる. ■

定理 4.2.13. φ と ψ を $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式とし, φ には y のみ自由に現れ, ψ には z のみ自由に現れているとする. このとき

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(s)) \rightarrow \{y \mid \varphi(y)\} \in \{z \mid \psi(z)\}.$$

略証. いま

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(s))$$

とおけば, 存在記号の論理的公理と論理積の除去より

$$\begin{aligned} \exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(s)) \vdash \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in \sigma), \\ \exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(s)) \vdash \psi(\sigma) \end{aligned} \quad (4.50)$$

が成り立つ. ここで定理 4.2.5 より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in \sigma) \rightarrow \{y \mid \varphi(y)\} = \sigma$$

が成り立つので, (4.50) との三段論法より

$$\exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(s)), \mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = \sigma \quad (4.51)$$

が得られる. また内包性公理より

$$\mathbf{COM} \vdash \psi(\sigma) \rightarrow \sigma \in \{z \mid \psi(z)\}$$

が成り立つので, (4.50) との三段論法より

$$\exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(s)), \mathbf{COM} \vdash \sigma \in \{z \mid \psi(z)\} \quad (4.52)$$

が得られる．相等性公理より

$$\begin{aligned}\mathbf{EQ} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} = \sigma &\rightarrow \sigma = \{y \mid \varphi(y)\}, \\ \mathbf{EQ} \vdash \sigma = \{y \mid \varphi(y)\} &\rightarrow (\sigma \in \{z \mid \psi(z)\} \rightarrow \{y \mid \varphi(y)\} \in \{z \mid \psi(z)\})\end{aligned}$$

が成り立つので，(4.51) と (4.52) との三段論法より

$$\exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(s)), \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \{y \mid \varphi(y)\} \in \{z \mid \psi(z)\}$$

が従う．

一般の式に対して書き換えの同値性を示す前に，いくつか必要な論理的定理を準備する．

論理的定理 4.2.14 (含意の論理和への遺伝性 2). A, B, C, D を文とするとき

$$A \rightarrow C, B \rightarrow D \vdash A \vee B \rightarrow C \vee D.$$

略証． 三段論法より

$$A, A \rightarrow C \vdash C$$

が成り立ち，論理和の導入より

$$A, A \rightarrow C \vdash C \vee D$$

が成り立つので，

$$A \rightarrow C \vdash A \rightarrow C \vee D$$

が従う．同様に

$$B \rightarrow D \vdash B \rightarrow C \vee D$$

も成り立ち，論理和の除去より

$$A \rightarrow C, B \rightarrow D \vdash A \vee B \rightarrow C \vee D$$

が得られる．

論理的定理 4.2.15 (含意の論理積への遺伝性 2). A, B, C, D を文とするとき，

$$A \rightarrow C, B \rightarrow D \vdash A \wedge B \rightarrow C \wedge D.$$

略証． 論理積の除去より

$$A \wedge B \vdash A$$

が成り立つので、三段論法より

$$A \wedge B, A \rightarrow C \vdash C$$

が従う。同様に

$$A \wedge B, B \rightarrow D \vdash D$$

も成り立ち、論理積の導入より

$$A \wedge B, A \rightarrow C, B \rightarrow D \vdash C \wedge D$$

が従う。 ■

論理的定理 4.2.16 (含意の含意への遺伝性 2). A, B, C, D を文とすると、

$$C \rightarrow A, B \rightarrow D \vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (C \rightarrow D).$$

略証. 三段論法より

$$C, C \rightarrow A \vdash A$$

が成り立つので、再び三段論法より

$$C, A \rightarrow B, C \rightarrow A \vdash B$$

が成り立ち、再び三段論法より

$$C, A \rightarrow B, C \rightarrow A, B \rightarrow D \vdash D$$

が従う。そして演繹定理より

$$C \rightarrow A, B \rightarrow D \vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (C \rightarrow D)$$

が得られる。 ■

定理 4.2.17 (書き換えの同値性). φ を $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の文ではない \mathcal{L} の文とし、 $\widehat{\varphi}$ を φ の書き換えとすると、

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \varphi \leftrightarrow \widehat{\varphi}.$$

略証.

step1 $\widehat{\varphi}$ が、 φ の部分式で原子式であるものを全て表 4.1 の通りに書き換えた式である場合を扱う。

step1-1 φ が原子式であるならば、すでに示した通り

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \varphi \leftrightarrow \widehat{\varphi}$$

が成立する。

step1-2 φ が原子式でないとき,

IH (帰納法の仮定)

φ の任意の真部分式 ψ に対して, ψ に自由に現れている変項が x_1, \dots, x_n で全てであるとき, 任意に主要 ε 項 τ_1, \dots, τ_n を取って $\psi(x_1/\tau_1) \cdots (x_n/\tau_n)$ なる文を ψ^* とする. ψ が文なら ψ^* を ψ とする. このとき, ψ^* の部分式で原子式であるものを全て表 4.1 の通りに書き換えた式^{*1} $\widehat{\psi^*}$ に対して

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \psi^* \leftrightarrow \widehat{\psi^*}$$

となる

と仮定する (帰納法の考え方としては, φ よりも “前の段階” で作られた任意の文に対して同値性が満たされていると仮定している).

case1 φ が

$$\rightarrow \psi$$

なる文であるとき, $\widehat{\varphi}$ は

$$\rightarrow \widehat{\psi}$$

なる形で書ける. ただし $\widehat{\psi}$ とは ψ の部分式で原子式であるものを全て表 4.1 の通りに書き換えた式である. (IH) より

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \psi \leftrightarrow \widehat{\psi}$$

が成り立つので, 対偶律 1 (論理的定理 3.2.3) より

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \rightarrow \psi \leftrightarrow \rightarrow \widehat{\psi}$$

が従う. すなわち

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \varphi \leftrightarrow \widehat{\varphi}$$

が成り立つ.

case2 φ が

$$\psi \vee \chi$$

なる文であるとき, $\widehat{\varphi}$ は

$$\widehat{\psi} \vee \widehat{\chi}$$

なる形で書ける. ただし $\widehat{\psi}, \widehat{\chi}$ とはそれぞれ ψ, χ の部分式で原子式であるものを全て表 4.1 の通りに書き換えた式である. (IH) より

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \psi \leftrightarrow \widehat{\psi},$$

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \chi \leftrightarrow \widehat{\chi}$$

^{*1} 文の書き換えは文である (メタ定理 2.10.7).

が成り立つので、含意の論理和への遺伝性 (論理的定理 4.2.15) より

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \psi \vee \chi \leftrightarrow \widehat{\psi} \vee \widehat{\chi}$$

が従う。すなわち

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \varphi \leftrightarrow \widehat{\varphi}$$

が成り立つ。 φ が $\eta \wedge \chi$ や $\eta \rightarrow \chi$ なる文の場合も論理的定理 4.2.15 或いは論理的定理 4.2.16 を使えば同様にして書き換えの同値性が得られる。

case3 φ が

$$\exists x \psi$$

なる文であるとき、 $\widehat{\varphi}$ は

$$\exists x \widehat{\psi}$$

なる形で書ける。ただし $\widehat{\psi}$ とは ψ の部分式で原子式であるものを全て表 4.1 の通りに書き換えた式である。

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \widehat{\psi}$$

とおけば、存在記号の論理的公理より

$$\exists x \widehat{\psi} \vdash \widehat{\psi}(x/\tau)$$

が成り立つが、いま $\widehat{\psi}$ は ψ の書き換えであるから、メタ定理 2.10.9 より $\widehat{\psi}(x/\tau)$ は $\psi(x/\tau)$ の書き換えである。従って (IH) より

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \widehat{\psi}(x/\tau) \rightarrow \psi(x/\tau)$$

が成り立つ。ここについて間違いの内容に述べておくと、実はこの場合 $\widehat{\psi}(x/\tau)$ は $\psi(x/\tau)$ の原子式を書き換えただけの式であるかは定かではない (メタ定理 2.10.9 証明中の case 6,7 参照)。しかし書き換えである以上は、原子式を書き換えただけでなくともせいぜい何回かの量化部分式の差し替えが行われただけであり、その差し替え前後の同値性は定理 3.2.36 より保証される。従って、 $\psi(x/\tau)$ とその原子式を書き換えただけの式との同値性が (IH) により保証されれば、 $\psi(x/\tau)$ と $\widehat{\psi}(x/\tau)$ も同値となるのである。話を戻せば、三段論法より

$$\exists x \widehat{\psi}, \text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \psi(x/\tau)$$

となり、存在記号の論理的公理より

$$\exists x \widehat{\psi}, \text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \exists x \psi$$

が従う。同様にして (いまの τ で $\exists x \psi \rightarrow \psi(x/\tau)$ が公理であることを使う)

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \exists x \psi \rightarrow \exists x \widehat{\psi}$$

も成り立つので、論理積の導入より

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \exists x \psi \leftrightarrow \exists x \widehat{\psi}$$

が従う。すなわち

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \varphi \leftrightarrow \widehat{\varphi}$$

が成り立つ。 φ が $\forall y\psi$ なる式であっても、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) を利用すれば同様にして書き換えの同値性が得られる。

step2 $\widehat{\varphi}$ を φ の書き換えとして、

IH (帰納法の仮定) —

φ と $\widehat{\varphi}$ は **EXT, EQ, COM, ELE** の下で同値である：

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \varphi \leftrightarrow \widehat{\varphi}$$

であると仮定する。このとき、 $\widehat{\varphi}$ の量化部分式を一つ差し替えた式を $\widetilde{\varphi}$ とする。つまり $\widetilde{\varphi}$ とは、 $\widehat{\varphi}$ に現れる $\forall x\xi$ (resp. $\exists x\xi$) の形の部分式を一つだけ $\forall y\xi(x/y)$ (resp. $\exists y\xi(x/y)$) に差し替えた式である。ここで y は ξ に自由に現れない変項で、 ξ の中で x への代入について自由であるものとする。このとき定理 3.2.36 より

$$\vdash \widehat{\varphi} \leftrightarrow \widetilde{\varphi}$$

が成り立つので、(IH) と同値関係の推移律 (論理的定理 4.1.14) より

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \varphi \leftrightarrow \widetilde{\varphi}$$

が成立する。ゆえに構造的帰納法の原理より、 φ とその任意の書き換えは **EXT, EQ, COM, ELE** の下で同値である。 ■

注意 4.2.18 (\mathcal{L} の式を用いた ε 項と内包項). φ が \mathcal{L}_ε の式ではない \mathcal{L} の式である場合も、以下では $\varepsilon x\varphi$ や $\{x \mid \varphi\}$ などと書く場合がある。ただしこれらは便宜上の表示であって、その本来の姿は

$$\varepsilon x\widehat{\varphi}, \quad \{x \mid \widehat{\varphi}\}$$

である。ここで $\widehat{\varphi}$ とは φ の書き換えである。書き換えは同値なので

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \forall x (x \in \{x \mid \varphi(x)\} \leftrightarrow \varphi(x))$$

が満たされる。

4.3 代入原理

a と b を主要 ε 項とし、 φ を x のみが自由に現れる式とすると、

$$a = b$$

ならば a と b をそれぞれ φ の自由な x に代入しても

$$\varphi(a) \leftrightarrow \varphi(b)$$

が成立するというのは代入原理 (the principle of substitution) と呼ばれる。第 2.9 節で決めたことをここでも注意しておく、式に現れる ε 項は全て主要 ε 項であり、式に現れる内包項は全て正則内包項であり、項や式の上に現れる $\forall x\psi, \exists x\psi$ なる形の式は、 ψ の中に x が自由に現れている。

定理 4.3.1 (代入原理). a, b を主要 ε 項とし、 φ を \mathcal{L} の式とし、 x を変項とし、 φ には x のみ自由に現れるとする。このとき

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash a = b \rightarrow (\varphi(a) \leftrightarrow \varphi(b))$$

が成り立つ。ただし φ が \mathcal{L}_ε の式であるときは

$$\text{EXT, EQ} \vdash a = b \rightarrow (\varphi(a) \leftrightarrow \varphi(b)).$$

φ が \mathcal{L}_ε の式であるとして証明すれば十分である。実際 φ を x のみが自由に現れる \mathcal{L} の式とし、 φ を \mathcal{L}_ε の式に書き直したものを $\widehat{\varphi}$ と書くと、 \mathcal{L}_ε の式に対して代入原理が成り立つのであれば

$$a = b, \text{EXT, EQ} \vdash \widehat{\varphi}(a) \leftrightarrow \widehat{\varphi}(b)$$

となる。ここでメタ定理 2.10.9 より $\widehat{\varphi}(a)$ は $\varphi(a)$ の書き換えであって、 $\widehat{\varphi}(b)$ は $\varphi(b)$ の書き換えであるから、書き換えの同値性 (定理 4.2.17) より

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \varphi(a) \leftrightarrow \widehat{\varphi}(a),$$

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \widehat{\varphi}(b) \leftrightarrow \varphi(b)$$

が成り立つ。従って

$$a = b, \text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \varphi(a) \leftrightarrow \varphi(b)$$

が出る。

略証. 代入原理を示すには構造的帰納法の原理が必要になるので、証明はメタなものとなる。

step1-1 最初の 3 ステップでは φ が原子式であるとして考察する。 c を主要 ε 項とすると、相等性公理から直接

$$a = b, \text{EQ} \vdash a \in c \rightarrow b \in c$$

となる。また

$$a = b, \text{EQ} \vdash b = a$$

より

$$a = b, \text{EQ} \vdash b \in c \rightarrow a \in c$$

も成り立つ。従って

$$a = b, \text{EQ} \vdash a \in c \leftrightarrow b \in c$$

が得られる。同様に

$$a = b, \text{EQ} \vdash c \in a \leftrightarrow c \in b$$

も得られるので、 φ が $x \in c$ や $c \in x$ なる式であるときは

$$\mathbf{EQ} \vdash a = b \rightarrow (\varphi(a) \leftrightarrow \varphi(b))$$

が成り立つ。

step1-2 c を主要 ε 項とすると、等号の推移律 (定理 4.1.15) より

$$a = b, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ} \vdash a = c \rightarrow b = c$$

となる。また

$$a = b, \mathbf{EQ} \vdash b = a$$

と等号の推移律 (定理 4.1.15) より

$$a = b, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ} \vdash b = c \rightarrow a = c$$

も成り立つ。従って

$$a = b, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ} \vdash a = c \leftrightarrow b = c$$

が得られる。つまり φ が

$$x = c$$

なる式であるときは

$$\mathbf{EQ} \vdash a = b \rightarrow (\varphi(a) \leftrightarrow \varphi(b))$$

が成り立つ。

step1-3 c を主要 ε 項とすると、等号の推移律 (定理 4.1.15) より

$$a = b, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ} \vdash a = c \rightarrow b = c$$

となるが、ここで

$$c = a, \mathbf{EQ} \vdash a = c$$

なので

$$c = a, a = b, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ} \vdash b = c$$

が成り立ち、また

$$\mathbf{EQ} \vdash b = c \rightarrow c = b$$

より

$$c = a, a = b, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ} \vdash c = b$$

が従い、演繹定理より

$$a = b, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ} \vdash c = a \rightarrow c = b \quad (4.53)$$

が得られる.

$$a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash b = a$$

と (4.53) より

$$a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash c = b \rightarrow c = a$$

も得られるので

$$a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash c = a \leftrightarrow c = b$$

が成り立つ. 従って φ が

$$c = x$$

なる式であるときも

$$\text{EXT}, \text{EQ} \vdash a = b \rightarrow (\varphi(a) \leftrightarrow \varphi(b))$$

が成り立つ.

step2 φ を x のみが自由に現れる \mathcal{L}_E の式として

IH (帰納法の仮定) —

φ の任意の真部分式 ψ に対して, ψ に x が自由に現れていて, また ψ に自由に現れている x 以外の
変項が x_1, \dots, x_n で全てであるとき, 任意に主要 ε 項 τ_1, \dots, τ_n を取って $\psi(x_1/\tau_1) \cdots (x_n/\tau_n)$
なる文を ψ^* とする. ψ に自由に現れる変項が x のみなら ψ^* を ψ とする. このとき

$$\text{EXT}, \text{EQ} \vdash a = b \rightarrow (\psi^*(a) \leftrightarrow \psi^*(b))$$

が成り立つ.

と仮定する (帰納法の考え方としては, φ よりも “前の段階” で作られた任意の式に対して代入原理が
満たされていると仮定している). このとき

case1 φ が

$$\neg \psi$$

なる式であるとき, (IH) より

$$a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \psi(a) \leftrightarrow \psi(b)$$

が成り立つので, 対偶を取れば

$$a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \neg \psi(a) \leftrightarrow \neg \psi(b)$$

が成り立つ.

case2 φ が

$$\psi \vee \chi$$

なる式であるとき,

$$\psi_a \stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} \begin{cases} \psi(a) & \text{if } \psi \text{ に } x \text{ が自由に現れている} \\ \psi & \text{if } \psi \text{ に } x \text{ が自由に現れていない} \end{cases}$$

と定め, 同様に ψ_b, χ_a, χ_b も定めれば, (IH) 或いは含意の反射律 (論理的定理 3.1.5) より

$$\begin{aligned} a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \psi_a &\leftrightarrow \psi_b, \\ a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \chi_a &\leftrightarrow \chi_b \end{aligned}$$

が満たされる. 従って論理的定理 4.2.14 より

$$a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \psi_a \vee \chi_a \leftrightarrow \psi_b \vee \chi_b$$

が成り立つ. φ が $\psi \wedge \chi$ や $\psi \rightarrow \chi$ なる式であるときも, 論理的定理 4.2.15 或いは論理的定理 4.2.16 を用いれば同様に $a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \varphi(a) \leftrightarrow \varphi(b)$ が示される.

case3 φ が

$$\exists y \psi$$

なる式であるとき, x は φ に自由に現れているので x は y とは違う変項である. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \psi(x/a)$$

と主要 ε 項を定めると, 存在記号の論理的公理より

$$\exists y \psi(x/a) \vdash \psi(x/a)(y/\tau)$$

が成り立つ ($\varphi(a)$ と $\exists y \psi(x/a)$ は一致する). (IH) より

$$a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \psi(y/\tau)(x/a) \rightarrow \psi(y/\tau)(x/b)$$

が成り立つが, x と y は違う変項であるから, $\psi(x/a)(y/\tau)$ と $\psi(y/\tau)(x/a)$, $\psi(x/b)(y/\tau)$ と $\psi(y/\tau)(x/b)$ はそれぞれ同じ式である. 従って

$$a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \psi(x/a)(y/\tau) \rightarrow \psi(x/b)(y/\tau)$$

が成り立つ. 三段論法より

$$\exists y \psi(x/a), a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \psi(x/b, y/\tau)$$

が従い, 存在記号の論理的公理より

$$\exists y \psi(x/a), a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \exists y \psi(x/b)$$

となり, 演繹定理より

$$a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \exists y \psi(x/a) \rightarrow \exists y \psi(x/b)$$

が出る. a と b を入れ替えれば

$$a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \exists y \psi(x/b) \rightarrow \exists y \psi(x/a)$$

も成り立つので, 論理積の導入より

$$a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \exists y \psi(x/a) \leftrightarrow \exists y \psi(x/b)$$

が得られる. φ が $\forall y \psi$ なる式であっても, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) を利用すれば同様に $a = b, \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \varphi(a) \leftrightarrow \varphi(b)$ が示される. ■

4.4 空集合

論理的定理 4.4.1 (分配された論理積の簡約). A, B, C を \mathcal{L} の文とすると,

$$\vdash (A \wedge C) \wedge (B \wedge C) \rightarrow A \wedge B.$$

略証. 論理積の除去より

$$(A \wedge C) \wedge (B \wedge C) \vdash A \wedge C$$

となり, また同じく論理積の除去より

$$(A \wedge C) \wedge (B \wedge C) \vdash A \wedge C \rightarrow A$$

となるので, 三段論法より

$$(A \wedge C) \wedge (B \wedge C) \vdash A, \tag{4.54}$$

が従う. 同様にして

$$(A \wedge C) \wedge (B \wedge C) \vdash B \tag{4.55}$$

も得られる. ここで論理積の導入より

$$(A \wedge C) \wedge (B \wedge C) \vdash A \rightarrow (B \rightarrow A \wedge B)$$

が成り立つので, (4.54) と (4.55) との三段論法より

$$(A \wedge C) \wedge (B \wedge C) \vdash A \wedge B$$

が出る. ■

定義 4.4.2 (空集合). $\emptyset \stackrel{\text{def}}{=} \{x \mid x \neq x\}$ で定める類 \emptyset を空集合 (empty set) と呼ぶ.

x が集合であれば

$$x = x$$

が成り立つので, \emptyset に入る集合など存在しない. つまり \emptyset は丸っきり “空っぽ” なのである. さて, \emptyset は集合であるか否か, という問題を考える. 当然これが “大きすぎる集まり” であるはずはないし, そもそも名前に “集合” と付いているのだから \emptyset は集合であるべきだと思われるのだが, 実際にこれが集合であることを示すには少し骨が折れる. まずは置換公理と分出定理を拵えなくてはならない.

公理 4.4.3 (置換公理). x, y, s, y を変項とし, φ を s, t のみが自由に現れる \mathcal{L} の式とし, x は φ で s への代入について自由であり, y, z は φ で t への代入について自由であるとするとき, 次の式を **REP** により参照する:

$$\forall x \forall y \forall z (\varphi(x, y) \wedge \varphi(x, z) \rightarrow y = z) \rightarrow \forall a \exists u \forall v (v \in u \leftrightarrow \exists x (x \in a \wedge \varphi(x, v))).$$

$\{x \mid \varphi(x)\}$ は集合であるとは限らないが、集合 a との交叉 (後述)

$$a \cap \{x \mid \varphi(x)\}$$

は当然 a より “小さい集まり” なのだから、集合であってほしいものである。これを公理化した式は分出公理 (**axiom of separation**) と呼ばれるが、公理化せずとも置換公理によって導かれる。

定理 4.4.4 (分出定理). φ を \mathcal{L} の式とし、 x を変項とし、 φ には x のみが自由に現れるとすると、

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE, REP} \vdash \forall a \exists s \forall x (x \in s \leftrightarrow x \in a \wedge \varphi(x)). \quad (4.56)$$

が成り立つ。ただし φ が \mathcal{L}_E の式であるときは

$$\text{EXT, EQ, REP} \vdash \forall a \exists s \forall x (x \in s \leftrightarrow x \in a \wedge \varphi(x)).$$

略証. y を、 φ の x への代入について自由である変項とする。そして x と y が自由に現れる式 $\psi(x, y)$ を

$$x = y \wedge \varphi(x)$$

と設定する。

step1 まず

$$\text{EXT, EQ} \vdash \forall x \forall y \forall z (\psi(x, y) \wedge \psi(x, z) \rightarrow y = z) \quad (4.57)$$

が成り立つことを示す。これを見越して

$$\begin{aligned} \tau &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow \forall y \forall z (\psi(x, y) \wedge \psi(x, z) \rightarrow y = z), \\ \sigma &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \rightarrow \forall z (\psi(\tau, y) \wedge \psi(\tau, z) \rightarrow y = z), \\ \rho &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z \rightarrow (\psi(\tau, \sigma) \wedge \psi(\tau, z) \rightarrow \sigma = z) \end{aligned}$$

とおく。 $\psi(\tau, \sigma) \wedge \psi(\tau, \rho)$ は縮約可能であって (論理的定理 4.4.1)

$$\vdash (\tau = \sigma \wedge \varphi(\tau)) \wedge (\tau = \rho \wedge \varphi(\tau)) \rightarrow \tau = \sigma \wedge \tau = \rho$$

が成り立つので

$$\psi(\tau, \sigma) \wedge \psi(\tau, \rho) \vdash \tau = \sigma \wedge \tau = \rho$$

がとなり、さらに論理積の除去より

$$\begin{aligned} \psi(\tau, \sigma) \wedge \psi(\tau, \rho) &\vdash \tau = \sigma, \\ \psi(\tau, \sigma) \wedge \psi(\tau, \rho) &\vdash \tau = \rho \end{aligned}$$

が出る。ここで等号の推移律 (定理 4.1.15) より

$$\text{EXT, EQ} \vdash \tau = \sigma \rightarrow (\tau = \rho \rightarrow \sigma = \rho)$$

が成り立つので、三段論法を二回用いれば

$$\psi(\tau, \sigma) \wedge \psi(\tau, \rho), \text{EXT, EQ} \vdash \sigma = \rho$$

が得られる。ゆえに演繹定理より

$$\mathbf{EXT, EQ} \vdash \psi(\tau, \sigma) \wedge \psi(\tau, \rho) \rightarrow \sigma = \rho$$

となり、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\begin{aligned} \mathbf{EXT, EQ} &\vdash \forall z (\psi(\tau, \sigma) \wedge \psi(\tau, z) \rightarrow \sigma = z), \\ \mathbf{EXT, EQ} &\vdash \forall y \forall z (\psi(\tau, y) \wedge \psi(\tau, z) \rightarrow y = z), \\ \mathbf{EXT, EQ} &\vdash \forall x \forall y \forall z (\psi(x, y) \wedge \psi(x, z) \rightarrow y = z) \end{aligned}$$

が従う。

step2 置換公理より

$$\mathbf{REP} \vdash \forall x \forall y \forall z (\psi(x, y) \wedge \psi(x, z) \rightarrow y = z) \rightarrow \forall a \exists u \forall v (v \in u \leftrightarrow \exists x (x \in a \wedge \psi(x, v)))$$

が成り立つので、(4.57) との三段論法より

$$\mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \forall a \exists u \forall v (v \in u \leftrightarrow \exists x (x \in a \wedge \psi(x, v))) \quad (4.58)$$

が成立する。(4.56) を示したいので

$$\alpha \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon a \rightarrow \exists s \forall x (x \in s \leftrightarrow x \in a \wedge \varphi(x))$$

とおくと、全称記号の論理的公理より

$$\begin{aligned} \mathbf{EXT, EQ, REP} &\vdash \forall a \exists u \forall v (v \in u \leftrightarrow \exists x (x \in a \wedge \psi(x, v))) \\ &\rightarrow \exists u \forall v (v \in u \leftrightarrow \exists x (x \in \alpha \wedge \psi(x, v))) \end{aligned}$$

となるので、(4.58) との三段論法より

$$\mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \exists u \forall v (v \in u \leftrightarrow \exists x (x \in \alpha \wedge \psi(x, v)))$$

が従う。ここで

$$\zeta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon u \forall v (v \in u \leftrightarrow \exists x (x \in \alpha \wedge \psi(x, v)))$$

とおけば、存在記号の論理的公理により

$$\mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \forall v (v \in \zeta \leftrightarrow \exists x (x \in \alpha \wedge \psi(x, v))) \quad (4.59)$$

が成り立つ。

step3 最後に

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP} \vdash \forall x (x \in \zeta \leftrightarrow x \in \alpha \wedge \varphi(x)) \quad (4.60)$$

となることを示す。いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in \zeta \leftrightarrow x \in \alpha \wedge \varphi(x))$$

とおけば、(4.59) と全称記号の論理的公理より

$$\mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \tau \in \zeta \leftrightarrow \exists x (x \in \alpha \wedge \psi(x, \tau)) \quad (4.61)$$

が従う。ゆえに

$$\tau \in \zeta, \mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \exists x (x \in \alpha \wedge \psi(x, \tau))$$

となる。ここで

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (x \in \alpha \wedge \psi(x, \tau))$$

とおけば

$$\tau \in \zeta, \mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \sigma \in \alpha \wedge \psi(\sigma, \tau)$$

となるので、

$$\begin{aligned} \tau \in \zeta, \mathbf{EXT, EQ, REP} &\vdash \sigma \in \alpha, \\ \tau \in \zeta, \mathbf{EXT, EQ, REP} &\vdash \sigma = \tau, \\ \tau \in \zeta, \mathbf{EXT, EQ, REP} &\vdash \varphi(\sigma) \end{aligned}$$

が従う。ところで相等性公理と代入原理 (定理 4.3.1) より

$$\begin{aligned} \tau \in \zeta, \mathbf{EXT, EQ, REP} &\vdash \sigma = \tau \rightarrow (\sigma \in \alpha \rightarrow \tau \in \alpha), \\ \tau \in \zeta, \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP} &\vdash \sigma = \tau \rightarrow (\varphi(\sigma) \rightarrow \varphi(\tau)), \end{aligned} \quad (4.62)$$

が成り立つので、三段論法より

$$\begin{aligned} \tau \in \zeta, \mathbf{EXT, EQ, REP} &\vdash \tau \in \alpha, \\ \tau \in \zeta, \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP} &\vdash \varphi(\tau) \end{aligned}$$

が従い

$$\tau \in \zeta, \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP} \vdash \tau \in \alpha \wedge \varphi(\tau)$$

となる。以上で

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP} \vdash \tau \in \zeta \rightarrow \tau \in \alpha \wedge \varphi(\tau) \quad (4.63)$$

が得られた。逆に定理 4.1.2 と併せて

$$\tau \in \alpha \wedge \varphi(\tau), \mathbf{EXT} \vdash \tau \in \alpha \wedge (\tau = \tau \wedge \varphi(\tau))$$

が成り立つので、存在記号の論理的公理より

$$\tau \in \alpha \wedge \varphi(\tau), \mathbf{EXT} \vdash \exists x (x \in \alpha \wedge \psi(x, \tau))$$

となる。他方で (4.61) より

$$\mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \exists x (x \in \alpha \wedge \psi(x, \tau)) \rightarrow \tau \in \zeta$$

が成り立つので、三段論法より

$$\tau \in \alpha \wedge \varphi(\tau), \mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \tau \in \zeta$$

が従う。以上で

$$\mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \tau \in \alpha \wedge \varphi(\tau) \rightarrow \tau \in \zeta \quad (4.64)$$

も得られた。(4.63) と (4.64) および存在記号の論理的公理より (4.60) が出る。すると存在記号の論理的公理より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP} \vdash \exists s \forall x (x \in s \leftrightarrow x \in \alpha \wedge \varphi(x))$$

となり、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP} \vdash \forall a \exists s \forall x (x \in s \leftrightarrow x \in a \wedge \varphi(x))$$

が従う。 φ が \mathcal{L}_E の式である場合は (4.62) で **COM** と **ELE** が追加されないので

$$\mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \forall a \exists s \forall x (x \in s \leftrightarrow x \in a \wedge \varphi(x))$$

が得られる。 ■

定理 4.4.5 (\emptyset は集合).

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, REP} \vdash \text{set}(\emptyset).$$

略証. 分出定理 (4.4.4) より

$$\mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \forall a \exists s \forall x (x \in s \leftrightarrow x \in a \wedge x \neq x)$$

が成立する。 α を類である ε 項とすれば、全称記号の論理的公理より

$$\mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \exists s \forall x (x \in s \leftrightarrow x \in \alpha \wedge x \neq x)$$

となり、また

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s \forall x (x \in s \leftrightarrow x \in \alpha \wedge x \neq x)$$

とおけば存在記号の論理的公理より

$$\mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \forall x (x \in \sigma \leftrightarrow x \in \alpha \wedge x \neq x) \quad (4.65)$$

が成立する。いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in s \leftrightarrow x \neq x)$$

とおけば、(4.65) と全称記号の論理的公理より

$$\mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \tau \in \sigma \leftrightarrow \tau \in \alpha \wedge \tau \neq \tau$$

となるので

$$\tau \in \sigma, \mathbf{EXT, EQ, REP} \vdash \tau \in \alpha \wedge \tau \neq \tau$$

が従い、論理積の除去により

$$\tau \in \sigma, \text{EXT, EQ, REP} \vdash \tau \neq \tau$$

が従う。以上で

$$\text{EXT, EQ, REP} \vdash \tau \in \sigma \rightarrow \tau \neq \tau \quad (4.66)$$

が得られた。逆に、定理 4.1.2 より

$$\text{EXT} \vdash \tau = \tau$$

が成り立つので矛盾の導入と併せて

$$\tau \neq \tau, \text{EXT, EQ, REP} \vdash \perp$$

となり、爆発律 (論理的定理 3.2.21) より

$$\tau \neq \tau, \text{EXT, EQ, REP} \vdash \tau \in \sigma$$

が従う。以上で

$$\text{EXT, EQ, REP} \vdash \tau \neq \tau \rightarrow \tau \in \sigma \quad (4.67)$$

も得られた。ゆえに (4.66) と (4.67) より

$$\text{EXT, EQ, REP} \vdash \tau \in \sigma \leftrightarrow \tau \neq \tau$$

が成立し、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{EXT, EQ, REP} \vdash \forall x (x \in \sigma \leftrightarrow x \neq x) \quad (4.68)$$

が得られる。

次に

$$\text{EXT, EQ, COM, REP} \vdash \forall x (x \in \sigma \leftrightarrow x \in \{x \mid x \neq x\}) \quad (4.69)$$

を示す。いま

$$\chi \stackrel{\text{def}}{=} x \rightarrow (x \in \sigma \leftrightarrow x \in \{x \mid x \neq x\})$$

とおけば、(4.68) と全称記号の論理的公理より

$$\text{EXT, EQ, REP} \vdash \chi \in \sigma \leftrightarrow \chi \neq \chi$$

となり、他方で内包性公理より

$$\text{COM} \vdash \chi \neq \chi \leftrightarrow \chi \in \{x \mid x \neq x\}$$

が成り立つので、同値関係の推移律 (論理的定理 4.1.14) より

$$\text{EXT, EQ, COM, REP} \vdash \chi \in \sigma \leftrightarrow \chi \in \{x \mid x \neq x\}$$

が従い、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より (4.69) が出る。ゆえに外延性公理より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, REP} \vdash \sigma = \emptyset$$

となり、存在記号の論理的公理より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, REP} \vdash \exists s (\emptyset = s)$$

が得られる。 ■

定理 4.4.6 (空集合はいかなる集合も持たない).

$$\mathbf{EXT, COM} \vdash \forall x (x \notin \emptyset).$$

略証. $\forall x (x \notin \emptyset)$ とは

$$\forall x \rightarrow (x \in \emptyset)$$

の略記であり、これを \mathcal{L}_E の式に書き換えると

$$\forall x \rightarrow (x \neq x)$$

となる。ここで

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (\neg (x \neq x))$$

とおけば、内包性公理と全称記号の論理的公理より

$$\mathbf{COM} \vdash \tau \in \emptyset \rightarrow \tau \neq \tau$$

が成り立つから、対偶を取れば

$$\mathbf{COM} \vdash \tau = \tau \rightarrow \tau \notin \emptyset$$

が成り立つ (論理的定理 3.2.3). 定理 4.1.2 より

$$\mathbf{EXT} \vdash \tau = \tau$$

となるので、三段論法より

$$\mathbf{EXT, COM} \vdash \tau \notin \emptyset$$

が成り立つ。そして全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\mathbf{EXT, COM} \vdash \forall x (x \notin \emptyset)$$

が得られる。 ■

定理 4.4.7 (空の類は空集合に等しい). a を類とするとき

$$\begin{aligned} \text{EXT, COM} &\vdash \forall x (x \notin a) \rightarrow a = \emptyset, \\ \text{EXT, EQ, COM} &\vdash a = \emptyset \rightarrow \forall x (x \notin a). \end{aligned}$$

証明.

step1 いま

$$\varepsilon x \rightarrow (x \in a \leftrightarrow x \in \emptyset)$$

(実際には $x \in a \leftrightarrow x \in \emptyset$ を \mathcal{L}_E の式に書き換える) とすれば,

$$\forall x (x \notin a) \vdash \tau \notin a$$

と論理和の導入により

$$\forall x (x \notin a) \vdash \tau \notin a \vee \tau \in \emptyset$$

となり, 含意に書き換えれば (論理的定理 3.2.22)

$$\forall x (x \notin a) \vdash \tau \in a \rightarrow \tau \in \emptyset \quad (4.70)$$

が得られる. また定理 4.4.6 より

$$\text{EXT, COM} \vdash \tau \notin \emptyset$$

が成り立つので

$$\text{EXT, COM} \vdash \tau \notin \emptyset \vee \tau \in a$$

となり, 含意に書き換えれば

$$\text{EXT, COM} \vdash \tau \in \emptyset \rightarrow \tau \in a \quad (4.71)$$

が得られる. (4.70) と (4.71) より

$$\forall x (x \notin a), \text{EXT, COM} \vdash \tau \in a \leftrightarrow \tau \in \emptyset$$

が従い, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\forall x (x \notin a), \text{EXT, COM} \vdash \forall x (x \in a \leftrightarrow x \in \emptyset)$$

が従い, 外延性公理より

$$\forall x (x \notin a), \text{EXT, COM} \vdash a = \emptyset$$

が従い, 演繹定理より

$$\text{EXT, COM} \vdash \forall x (x \notin a) \rightarrow a = \emptyset$$

が得られる.

step2 外延性公理の逆 (定理 4.1.5) より

$$a = \emptyset, \mathbf{EQ} \vdash \forall x (x \in a \leftrightarrow x \in \emptyset) \quad (4.72)$$

が成り立つ。ここで

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \notin a)$$

とおけば (必要ならば $x \notin a$ を \mathcal{L}_ε の式に書き換える), (4.72) と全称記号の論理的公理より

$$a = \emptyset, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in a \rightarrow \tau \in \emptyset$$

が成立し, これの対偶を取れば

$$a = \emptyset, \mathbf{EQ} \vdash \tau \notin \emptyset \rightarrow \tau \notin a \quad (4.73)$$

となる (論理的定理 3.2.3). ところで定理 4.4.6 より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \tau \notin \emptyset$$

が成り立つので, (4.73) との三段論法より

$$a = \emptyset, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \tau \notin a$$

が従う。全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$a = \emptyset, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \forall x (x \notin a)$$

が成り立ち, 演繹定理より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash a = \emptyset \rightarrow \forall x (x \notin a)$$

が得られる。 ■

定理 4.4.8 (類を要素として持てば空ではない). a, b を類とするととき

$$\mathbf{EQ}, \mathbf{ELE} \vdash a \in b \rightarrow \exists x (x \in b).$$

証明. 要素の公理より

$$\mathbf{ELE} \vdash a \in b \rightarrow \text{set}(a)$$

が成立するので,

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (a = x)$$

とおけば (必要ならば $a = x$ を \mathcal{L}_ε の式に書き換える), 存在記号の論理的公理から

$$a \in b, \mathbf{ELE} \vdash a = \tau$$

が成り立つ。相等性の公理より

$$\mathbf{EQ} \vdash a = \tau \rightarrow (a \in b \rightarrow \tau \in b)$$

となるので、三段論法より

$$a \in b, \mathbf{EQ}, \mathbf{ELE} \vdash \tau \in b$$

となる。存在記号の論理的公理より

$$a \in b, \mathbf{EQ}, \mathbf{ELE} \vdash \exists x (x \in b)$$

が成り立ち、演繹定理から

$$\mathbf{EQ}, \mathbf{ELE} \vdash a \in b \rightarrow \exists x (x \in b)$$

が得られる。 ■

定義 4.4.9 (部分類). x, y を \mathcal{L} の項とするととき、

$$x \subset y \stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} \forall z (z \in x \rightarrow z \in y)$$

と定める。式 $z \subset y$ を「 x は y の部分類 (**subclass**) である」や「 x は y に含まれる」などと翻訳し、特に x が集合である場合は「 x は y の部分集合 (**subset**) である」と翻訳する。また

$$x \subsetneq y \stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} x \subset y \wedge x \neq y$$

と定め、これを「 x は y に真に含まれる」と翻訳する。

空虚な真の一例として次の結果を得る。

定理 4.4.10 (空集合は全ての類に含まれる). a を類とするととき

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \emptyset \subset a.$$

証明. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in \emptyset \rightarrow x \in a)$$

とおく (実際は $x \in \emptyset \rightarrow x \in a$ は $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式に書き換える). 定理 4.4.6 より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \tau \notin \emptyset$$

が成り立つから、論理和の導入により

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \tau \notin \emptyset \vee \tau \in a$$

が成り立つ。これを含意の形になおせば

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \tau \in \emptyset \rightarrow \tau \in a$$

が成り立ち (論理的定理 3.2.22), 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \forall x (x \in \emptyset \rightarrow x \in a)$$

が従う。 ■

$a \subset b$ とは a に属する全ての “類である ε 項” が b に属するという定義であったが, 要素となりうる類は集合であるという公理から, a に属する全ての類もまた b に属する。

定理 4.4.11 (類はその部分類に属する全ての類を要素に持つ). a, b, c を類とすると

$$\mathbf{EQ}, \mathbf{ELE} \vdash a \subset b \rightarrow (c \in a \rightarrow c \in b).$$

証明. 要素の公理より

$$c \in a, \mathbf{ELE} \vdash \text{set}(c)$$

が成り立つので,

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (c = x)$$

とおくと (必要ならば $c = x$ を $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式に書き換える) 存在記号の論理的公理より

$$c \in a, \mathbf{ELE} \vdash c = \tau \tag{4.74}$$

となる。相等性公理より

$$\mathbf{EQ} \vdash c = \tau \rightarrow (c \in a \rightarrow \tau \in a)$$

が成り立つので, 三段論法より

$$c \in a, \mathbf{EQ}, \mathbf{ELE} \vdash \tau \in a$$

が従う。ところで, \subset の定義と全称記号の論理的公理より

$$a \subset b \vdash \tau \in a \rightarrow \tau \in b$$

が成り立つので, 三段論法より

$$a \subset b, c \in a, \mathbf{EQ}, \mathbf{ELE} \vdash \tau \in b \tag{4.75}$$

が従う。相等性公理より

$$\mathbf{EQ} \vdash c = \tau \rightarrow \tau = c$$

が成り立つので, (4.74) との三段論法より

$$a \subset b, c \in a, \mathbf{EQ}, \mathbf{ELE} \vdash \tau = c \tag{4.76}$$

となり, 相等性公理より

$$\mathbf{EQ} \vdash \tau = c \rightarrow (\tau \in b \rightarrow c \in b)$$

が成り立つので、(4.76) と (4.75) との三段論法より

$$a \subset b, c \in a, \mathbf{EQ}, \mathbf{ELE} \vdash c \in b$$

が従う。そして演繹定理より

$$\mathbf{EQ}, \mathbf{ELE} \vdash a \subset b \rightarrow (c \in a \rightarrow c \in b)$$

が得られる。 ■

宇宙 \mathbf{V} は類の一つであった。当然のようであるが、それは最大の類である。

定理 4.4.12 (\mathbf{V} は最大の類である). a を類とするとき

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash a \subset \mathbf{V}.$$

略証. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in a \rightarrow a \in \mathbf{V})$$

とおく。定理 4.1.2 より

$$\mathbf{EXT} \vdash \tau = \tau$$

となり、他方で内包性公理より

$$\mathbf{COM} \vdash \tau = \tau \rightarrow \tau \in \mathbf{V}$$

が成り立つので、三段論法より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \tau \in \mathbf{V}$$

が成立する。ゆえに

$$\tau \in a, \mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \tau \in \mathbf{V}$$

も成り立ち、演繹定理より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \tau \in a \rightarrow \tau \in \mathbf{V}$$

が従い、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \forall x (x \in a \rightarrow x \in \mathbf{V})$$

が得られる。 ■

定理 4.4.13 (等しい類は相手を包含する). a, b を類とするとき

$$\mathbf{EQ} \vdash a = b \rightarrow a \subset b \wedge b \subset a.$$

略証. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in a \rightarrow x \in b)$$

とおけば, 外延性公理の逆 (定理 4.1.5) と全称記号の論理的公理, および論理積の除去により

$$a = b, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in a \rightarrow \tau \in b$$

が成り立つので, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$a = b, \mathbf{EQ} \vdash \forall x (x \in a \rightarrow x \in b)$$

が成り立つ. また τ を

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in b \rightarrow x \in a)$$

として, 先ほどの a と b を入れ替えれば

$$\mathbf{EQ} \vdash b = a \rightarrow (\tau \in b \rightarrow \tau \in a)$$

が得られるが, 相等性公理より

$$a = b, \mathbf{EQ} \vdash b = a$$

が成り立つので三段論法より

$$a = b, \mathbf{EQ} \vdash \tau \in b \rightarrow \tau \in a$$

が従う. ゆえに全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$a = b, \mathbf{EQ} \vdash b \subset a$$

も得られる. ■

定理 4.4.14 (互いに相手を包含する類同士は等しい). a, b を類とするととき

$$\mathbf{EXT} \vdash a \subset b \wedge b \subset a \rightarrow a = b.$$

略証. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in a \leftrightarrow x \in b)$$

とおく. 論理積の除去により

$$a \subset b \wedge b \subset a \vdash a \subset b$$

となり, 全称記号の論理的公理より

$$a \subset b \wedge b \subset a \vdash \tau \in a \rightarrow \tau \in b$$

が成り立つ。同様にして

$$a \subset b \wedge b \subset a \vdash \tau \in b \rightarrow \tau \in a$$

も成り立つので、論理積の導入により

$$a \subset b \wedge b \subset a \vdash \tau \in a \leftrightarrow \tau \in b$$

となり、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$a \subset b \wedge b \subset a \vdash \forall x (x \in a \leftrightarrow x \in b)$$

が得られる。そして外延性公理により

$$a \subset b \wedge b \subset a, \text{EXT} \vdash a = b$$

が得られる。 ■

4.5 対

a と b を類とすると、 a か b の少なくとも一方に等しい集合の全体、つまり

$$a = x \vee b = x$$

を満たす全ての集合 x を集めたものを a と b の対と呼び

$$\{a, b\}$$

と書く。解釈としては“ a と b のみを要素とする類” のことであり、当然 a が集合であるならば

$$a \in \{a, b\}$$

が成立する。しかし a と b が共に真類であるときは、いかなる集合も a にも b にも等しくないため

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

となる。以上が大雑把な対の説明である。

定義 4.5.1 (対). x, y を \mathcal{L} の項とし、 z を x にも y にも自由に現れない変項とすると、

$$\{x, y\} \stackrel{\text{def}}{=} \{z \mid x = z \vee y = z\}$$

で $\{x, y\}$ を定義し、これを x と y の対 (**pair**) と呼ぶ。特に $\{x, x\}$ を $\{x\}$ と書く。

上の定義では省略したが、 x や y が内包項である場合は $z = x \vee z = y$ を $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式に書き換えてから $\{x, y\}$ を定めるのである。つまり

$$\varphi \stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} x = z \vee y = z$$

とおけば、 φ を $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式に書き換えた式 $\hat{\varphi}$ によって

$$\{x, y\} \stackrel{\text{def}}{=} \{z \mid \hat{\varphi}(z)\}$$

と定めるのである．たとえば a や b を類として

$$\varphi \stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} a = z \vee b = z$$

とおけば,

$$\text{COM} \vdash \forall z (z \in \{a, b\} \leftrightarrow \hat{\varphi}(z))$$

が成立するし, 同時に定理 4.2.2 と定理 4.2.3 より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \forall z (\hat{\varphi}(z) \leftrightarrow \varphi(z))$$

も成り立つので

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \forall z (z \in \{a, b\} \leftrightarrow a = z \vee b = z)$$

が得られる．

定理 4.5.2 (対は表示されている要素しか持たない). a と b を類とすると次が成立する:

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \forall x (x \in \{a, b\} \leftrightarrow a = x \vee b = x).$$

ELE を加えれば次が得られる．

定理 4.5.3 (対の要素は表示されている要素の一方には等しい). a, b, c を類とすると次が成立する:

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash c \in \{a, b\} \rightarrow a = c \vee b = c.$$

略証. 要素の公理より

$$c \in \{a, b\}, \text{ELE} \vdash \text{set}(c)$$

が成り立つので

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s(c = s)$$

とおけば

$$c \in \{a, b\}, \text{ELE} \vdash c = \tau \tag{4.77}$$

となる． τ に対しては定理 4.5.2 より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{a, b\} \rightarrow a = \tau \vee b = \tau$$

が成り立つが, ここで (4.77) より

$$c \in \{a, b\}, \text{EQ, ELE} \vdash \tau \in \{a, b\}$$

となるので

$$c \in \{a, b\}, \text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash a = \tau \vee b = \tau$$

が従い, 等号の推移律 (定理 4.1.15) と (4.77) より

$$c \in \{a, b\}, \text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash a = c \vee b = c$$

が得られる.

この逆, つまり

$$a = c \vee b = c \rightarrow c \in \{a, b\}$$

は一般には成立しない. 実際 a, b が共に真類であるときは

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

となるためである (定理 4.5.8).

定理 4.5.4 (表示の順番を入れ替えても対は等しい). a と b を類とすると

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \{a, b\} = \{b, a\}.$$

略証. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in \{a, b\} \leftrightarrow x \in \{b, a\})$$

とおく (必要に応じて $x \in \{a, b\} \leftrightarrow x \in \{b, a\}$ は $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式に書き換える). 定理 4.5.2 より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{a, b\} \rightarrow a = \tau \vee b = \tau$$

が成り立つので, 演繹定理の逆より

$$\tau \in \{a, b\}, \text{EXT, EQ, COM} \vdash a = \tau \vee b = \tau$$

となる. また論理和の可換律 (論理的定理 3.2.13) より

$$\tau \in \{a, b\}, \text{EXT, EQ, COM} \vdash b = \tau \vee a = \tau$$

が成り立ち, 定理 4.5.2 より

$$\tau \in \{a, b\}, \text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{b, a\}$$

が従う. そして演繹定理より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{a, b\} \rightarrow \tau \in \{b, a\}$$

が得られる. a と b を入れ替えれば

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{b, a\} \rightarrow \tau \in \{a, b\}$$

が得られるので, 論理積の導入より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{a, b\} \leftrightarrow \tau \in \{b, a\}$$

が成り立ち, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \forall x (x \in \{a, b\} \leftrightarrow x \in \{b, a\})$$

となり, 外延性公理より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \{a, b\} = \{b, a\}$$

が従う.

公理 4.5.5 (対の公理). 次の式を **PAI** により参照する :

$$\forall x \forall y \exists p \forall z (x = z \vee y = z \leftrightarrow z \in p).$$

定理 4.5.6 (集合の対は集合である). a と b を類とするととき

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{PAI} \vdash \text{set}(a) \wedge \text{set}(b) \rightarrow \text{set}(\{a, b\}).$$

略証.

step1 論理積の除去より

$$\begin{aligned} \text{set}(a) \wedge \text{set}(b) &\vdash \exists x (a = x), \\ \text{set}(a) \wedge \text{set}(b) &\vdash \exists x (b = x) \end{aligned}$$

が成り立つので,

$$\begin{aligned} \tau &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (a = x), \\ \sigma &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (b = x) \end{aligned}$$

とおけば

$$\begin{aligned} \text{set}(a) \wedge \text{set}(b) &\vdash a = \tau, \\ \text{set}(a) \wedge \text{set}(b) &\vdash b = \sigma \end{aligned} \tag{4.78}$$

が成り立つ. 対の公理より τ と σ に対しては

$$\mathbf{PAI} \vdash \exists p \forall z (\tau = z \vee \sigma = z \leftrightarrow z \in p)$$

が成り立つので,

$$\rho \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon p \forall z (\tau = z \vee \sigma = z \leftrightarrow z \in p)$$

とおけば

$$\mathbf{PAI} \vdash \forall z (\tau = z \vee \sigma = z \leftrightarrow z \in \rho) \tag{4.79}$$

となる.

step2 次に

$$\forall z (z \in \{a, b\} \leftrightarrow z \in \rho)$$

を示すために

$$\zeta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z \rightarrow (z \in \{a, b\} \leftrightarrow z \in \rho)$$

とおく (当然 $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式に書き換える). 等号の推移律 (定理 4.1.15) より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{EQ} \vdash a = \tau \rightarrow (a = \zeta \rightarrow \tau = \zeta)$$

が成り立つので, (4.78) との三段論法より

$$\text{set}(a) \wedge \text{set}(b), \text{EXT}, \text{EQ} \vdash a = \zeta \rightarrow \tau = \zeta$$

が成り立ち, 論理和の導入より

$$\text{set}(a) \wedge \text{set}(b), \text{EXT}, \text{EQ} \vdash a = \zeta \rightarrow \tau = \zeta \vee \sigma = \zeta$$

が従う. 同様にして

$$\text{set}(a) \wedge \text{set}(b), \text{EXT}, \text{EQ} \vdash b = \zeta \rightarrow \tau = \zeta \vee \sigma = \zeta$$

も成り立つので, 論理和の除去より

$$\text{set}(a) \wedge \text{set}(b), \text{EXT}, \text{EQ} \vdash a = \zeta \vee b = \zeta \rightarrow \tau = \zeta \vee \sigma = \zeta$$

が得られる. 同様に

$$\text{set}(a) \wedge \text{set}(b), \text{EXT}, \text{EQ} \vdash \tau = \zeta \vee \sigma = \zeta \rightarrow a = \zeta \vee b = \zeta$$

も得られ, 論理積の導入より

$$\text{set}(a) \wedge \text{set}(b), \text{EXT}, \text{EQ} \vdash a = \zeta \vee b = \zeta \leftrightarrow \tau = \zeta \vee \sigma = \zeta$$

が従う. 他方で定理 4.5.2 より

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \zeta \in \{a, b\} \leftrightarrow a = \zeta \vee b = \zeta$$

が成り立ち, また (4.79) より

$$\text{PAI} \vdash \tau = \zeta \vee \sigma = \zeta \leftrightarrow \zeta \in \rho$$

も成り立つので, 同値記号の推移律 (論理的定理 4.1.14) より

$$\text{set}(a) \wedge \text{set}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI} \vdash \zeta \in \{a, b\} \leftrightarrow \zeta \in \rho$$

が従う. そして全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{set}(a) \wedge \text{set}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI} \vdash \forall z (z \in \{a, b\} \leftrightarrow z \in \rho)$$

が成り立ち, 外延性公理より

$$\text{set}(a) \wedge \text{set}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI} \vdash \{a, b\} = \rho$$

が従い, 存在記号の論理的公理より

$$\text{set}(a) \wedge \text{set}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI} \vdash \exists p (\{a, b\} = p)$$

が成り立つ. ■

定理 4.5.7 (集合は自分自身の対の要素である). a と b を類とするとき

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \text{set}(a) \rightarrow a \in \{a, b\},$$

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \text{set}(b) \rightarrow b \in \{a, b\}.$$

略証.

step1 いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (a = x)$$

とおくと

$$\text{set}(a) \vdash a = \tau \quad (4.80)$$

が成り立ち、論理和の導入より

$$\text{set}(a) \vdash a = \tau \vee b = \tau$$

も成り立つ. 定理 4.5.2 より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash a = \tau \vee b = \tau \rightarrow \tau \in \{a, b\}$$

が成り立つので三段論法より

$$\text{set}(a), \text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{a, b\} \quad (4.81)$$

が従う. また (4.80) と相等性公理より

$$\text{set}(a), \text{EQ} \vdash \tau = a$$

となり

$$\text{set}(a), \text{EQ} \vdash \tau \in \{a, b\} \rightarrow a \in \{a, b\}$$

となるので, (4.81) と三段論法より

$$\text{set}(a), \text{EXT, EQ, COM} \vdash a \in \{a, b\}$$

が成立する.

step2 前段で a と b を入れ替えれば

$$\text{set}(b), \text{EXT, EQ, COM} \vdash b \in \{b, a\} \quad (4.82)$$

が成立する. ところで対の対称性 (定理 4.5.4) より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \{b, a\} = \{a, b\}$$

が成立し, また相等性公理より

$$\text{EQ} \vdash \{b, a\} = \{a, b\} \rightarrow (b \in \{b, a\} \rightarrow b \in \{a, b\})$$

も成り立つので, 三段論法より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash b \in \{b, a\} \rightarrow b \in \{a, b\} \quad (4.83)$$

が従う. (4.82) と (4.83) と三段論法より

$$\text{set}(b), \text{EXT, EQ, COM} \vdash b \in \{a, b\}$$

が得られる. ■

a を集合とすれば対の公理より $\{a\}$ も集合となるので、定理 4.5.7 より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM} \vdash \text{set}(a) \rightarrow a \in \{a\}$$

が成立する。一方で a も b も真類であると $\{a, b\}$ は空になる。

定理 4.5.8 (真類同士の対は空). a と b を類とするととき,

$$\mathbf{EXT, EQ, COM} \vdash \neg \text{set}(a) \wedge \neg \text{set}(b) \rightarrow \{a, b\} = \emptyset.$$

略証. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \notin \{a, b\})$$

とおく ($x \notin \{a, b\}$ は $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式に書き換える).

$$\neg \text{set}(a) \wedge \neg \text{set}(b) \vdash \neg \exists x (a = x)$$

が成り立ち、De Morgan の法則 (論理的定理 3.2.33) より

$$\neg \text{set}(a) \wedge \neg \text{set}(b) \vdash \forall x (a \neq x)$$

が従い、全称記号の論理的公理より

$$\neg \text{set}(a) \wedge \neg \text{set}(b) \vdash a \neq \tau$$

となる。同様にして

$$\neg \text{set}(a) \wedge \neg \text{set}(b) \vdash b \neq \tau$$

も成り立つので、論理積の導入より

$$\neg \text{set}(a) \wedge \neg \text{set}(b) \vdash a \neq \tau \wedge b \neq \tau$$

が成立し、De Morgan の法則 (論理的定理 3.2.10) より

$$\neg \text{set}(a) \wedge \neg \text{set}(b) \vdash \neg (a = \tau \vee b = \tau) \quad (4.84)$$

が従う。ところで定理 4.5.2 より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{a, b\} \rightarrow a = \tau \vee b = \tau$$

が成り立つので、対偶を取って

$$\mathbf{EXT, EQ, COM} \vdash \neg (a = \tau \vee b = \tau) \rightarrow \tau \notin \{a, b\}$$

が成り立つ (論理的定理 3.2.3). そして (4.84) との三段論法より

$$\neg \text{set}(a) \wedge \neg \text{set}(b), \mathbf{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \notin \{a, b\}$$

が従い、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\neg \text{set}(a) \wedge \neg \text{set}(b), \mathbf{EXT, EQ, COM} \vdash \forall x (x \notin \{a, b\})$$

が従う。要素を持たない類は空集合である (定理 4.4.7) ので

$$\rightarrow \text{set}(a) \wedge \rightarrow \text{set}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \{a, b\} = \emptyset$$

が得られる。 ■

上の定理とは逆に $\{a, b\}$ が空ならば a も b も真類である。

定理 4.5.9 (空な対に表示されている類は集合ではない). a と b を類とすると,

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \{a, b\} = \emptyset \rightarrow \rightarrow \text{set}(a) \wedge \rightarrow \text{set}(b).$$

略証. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (a = x)$$

とおけば

$$\text{set}(a) \vdash a = \tau$$

が成立し, また定理 4.5.7 より

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash a \in \{a, b\}$$

が成り立つので相等性公理より

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \tau \in \{a, b\}$$

が従い, 存在記号の論理的公理より

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \exists x (x \in \{a, b\})$$

が成り立つ. 演繹定理より

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \text{set}(a) \rightarrow \exists x (x \in \{a, b\})$$

となり, 対偶を取れば

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \rightarrow \exists x (x \in \{a, b\}) \rightarrow \rightarrow \text{set}(a) \quad (4.85)$$

が得られる (論理的定理 3.2.3). 他方で空の類は要素を持たない (定理 4.4.7) ので

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \{a, b\} = \emptyset \rightarrow \forall x (x \notin \{a, b\}) \quad (4.86)$$

が成り立ち, また De Morgan の法則 (論理的定理 3.2.32) より

$$\vdash \forall x (x \notin \{a, b\}) \rightarrow \rightarrow \exists x (x \in \{a, b\}) \quad (4.87)$$

も成り立つので, (4.86) (4.87) (4.85) を併せて

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \{a, b\} = \emptyset \rightarrow \rightarrow \text{set}(a)$$

が従う。同様にして

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \{a, b\} = \emptyset \rightarrow \rightarrow \text{set}(b)$$

も成り立ち，論理積の導入より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \{a, b\} = \emptyset \rightarrow \rightarrow \text{set}(a) \wedge \rightarrow \text{set}(b)$$

が得られる。 ■

4.6 合併

a を空でない類とするとするとき， a の要素もまた空でなければ要素を持つ． a の要素の要素を全て集めたものを a の合併と呼び，その受け皿の意味を込めて

$$\bigcup a$$

と書く．当然ながら，空の合併は空となる．

定義 4.6.1 (合併). x を \mathcal{L} の項とするととき， x の合併 (**union**) を

$$\bigcup x \stackrel{\text{def}}{=} \{y \mid \exists z \in x (y \in z)\}$$

で定める (x が内包項なら $\exists z \in x (y \in z)$ は $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式に書き換える)．

量子化子が付いた式の略記法 上の定義で

$$\exists z \in x (y \in z)$$

という式を書いたが，これは

$$\exists z \in x (y \in z) \stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} \exists z (z \in x \wedge y \in z)$$

により定義される省略形である．同様にして， φ を式とするととき

$$\exists z (z \in x \wedge \varphi)$$

なる式を

$$\exists z \in x \varphi$$

と略記する．また全称記号についても

$$\forall z (z \in x \rightarrow \varphi)$$

なる式を

$$\forall z \in x \varphi$$

と略記する．

定理 4.6.2 (合併の内包性). a を類とするとき

$$\mathbf{COM} \vdash \forall y (y \in \bigcup a \leftrightarrow \exists z (z \in a \wedge y \in z)).$$

略証. a が主要 ε 項である場合は内包性公理から直接

$$\mathbf{COM} \vdash \forall y (y \in \bigcup a \leftrightarrow \exists z (z \in a \wedge y \in z))$$

が成立する. a が $\{x \mid \varphi(x)\}$ なる内包項の場合は

$$\bigcup a \stackrel{\text{def}}{=} \{y \mid \exists z (\varphi(z) \wedge y \in z)\}$$

と定義されることになり,

$$\mathbf{COM} \vdash \forall y (y \in \bigcup a \leftrightarrow \exists z (\varphi(z) \wedge y \in z)) \quad (4.88)$$

が成立する. ここで

$$\mathbf{COM} \vdash \forall y (y \in \bigcup a \leftrightarrow \exists z (z \in a \wedge y \in z))$$

を示すために

$$\eta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \rightarrow (y \in \bigcup a \leftrightarrow \exists z (z \in a \wedge y \in z))$$

とおく (右辺は \mathcal{L}_ε の式に直す).

step1 いま

$$\zeta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z (\varphi(z) \wedge \eta \in z)$$

とおけば, (4.88) より

$$\eta \in \bigcup a, \mathbf{COM} \vdash \varphi(\zeta) \wedge \eta \in \zeta$$

が成立する. 他方で

$$\mathbf{COM} \vdash \varphi(\zeta) \rightarrow \zeta \in a$$

も成り立つので

$$\eta \in \bigcup a, \mathbf{COM} \vdash \zeta \in a \wedge \eta \in \zeta$$

が従う. ゆえに

$$\mathbf{COM} \vdash \eta \in \bigcup a \rightarrow \exists z (z \in a \wedge \eta \in z) \quad (4.89)$$

が得られる.

step2 ζ を先と同じものにすれば

$$\exists z (z \in a \wedge \eta \in z) \vdash \zeta \in a \wedge \eta \in \zeta$$

が成立する．また

$$\mathbf{COM} \vdash \zeta \in a \rightarrow \varphi(\zeta)$$

も成り立つので

$$\exists z (z \in a \wedge \eta \in z), \mathbf{COM} \vdash \varphi(\zeta) \wedge \eta \in \zeta$$

が従う．(4.88) より

$$\mathbf{COM} \vdash \varphi(\zeta) \wedge \eta \in \zeta \rightarrow \eta \in \bigcup a$$

も成り立つので

$$\exists z (z \in a \wedge \eta \in z), \mathbf{COM} \vdash \eta \in \bigcup a \quad (4.90)$$

が得られる．

step3 (4.89) と (4.90) より

$$\mathbf{COM} \vdash \eta \in \bigcup a \leftrightarrow \exists z (z \in a \wedge \eta \in z)$$

が成立するので，全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\mathbf{COM} \vdash \forall y (y \in \bigcup a \leftrightarrow \exists z (z \in a \wedge y \in z))$$

が得られる．

公理 4.6.3 (合併の公理). 次の式を **UNI** によって参照する:

$$\forall x \exists u \forall y (\exists z (z \in x \wedge y \in z) \leftrightarrow y \in u).$$

定理 4.6.4 (集合の合併は集合). a を類とするとき

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{UNI} \vdash \text{set}(a) \rightarrow \text{set}(\bigcup a).$$

略証.

step1 まず

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (a = x)$$

とおけば (必要に応じて $a = x$ を $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式に書き換える),

$$\text{set}(a) \vdash a = \tau$$

が成立する． τ に対して

$$\mathbf{UNI} \vdash \exists u \forall y (\exists z (z \in \tau \wedge y \in z) \leftrightarrow y \in u)$$

が成り立つので，

$$v \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon u \forall y (\exists z (z \in \tau \wedge y \in z) \leftrightarrow y \in u)$$

とおけば

$$\mathbf{UNI} \vdash \forall y (\exists z (z \in \tau \wedge y \in z) \leftrightarrow y \in v) \quad (4.91)$$

が成立する．次に τ を a に置き換えた場合に

$$\text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{UNI} \vdash \forall y (\exists z (z \in a \wedge y \in z) \leftrightarrow y \in v)$$

が成立することを示す．

step2 いま

$$\eta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \rightarrow (\exists z (z \in a \wedge y \in z) \leftrightarrow y \in v)$$

とおけば，(4.91) より

$$\mathbf{UNI} \vdash \exists z (z \in \tau \wedge \eta \in z) \leftrightarrow \eta \in v$$

が成立する．

$$\zeta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z (z \in a \wedge \eta \in z)$$

とおけば

$$\exists z (z \in a \wedge \eta \in z) \vdash \zeta \in a \wedge \eta \in \zeta$$

が成り立ち，

$$\mathbf{EQ} \vdash a = \tau \rightarrow (\zeta \in a \rightarrow \zeta \in \tau)$$

と併せて

$$\exists z (z \in a \wedge \eta \in z), \text{set}(a), \mathbf{EQ} \vdash \zeta \in \tau \wedge \eta \in \zeta$$

が成立する．また (4.91) より

$$\mathbf{UNI} \vdash (\zeta \in \tau \wedge \eta \in \zeta) \rightarrow \eta \in v$$

が成り立つので

$$\exists z (z \in a \wedge \eta \in z), \text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{UNI} \vdash \eta \in v$$

が従う．ゆえに

$$\text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{UNI} \vdash \exists z (z \in a \wedge \eta \in z) \rightarrow \eta \in v \quad (4.92)$$

が得られた．

step3 逆に (4.91) より

$$\eta \in v, \mathbf{UNI} \vdash \exists z (z \in \tau \wedge \eta \in z)$$

が成り立つので

$$\eta \in v, \mathbf{UNI} \vdash \zeta \in \tau \wedge \eta \in \zeta$$

が従い,

$$\text{set}(a), \mathbf{EQ} \vdash \zeta \in \tau \rightarrow \zeta \in a$$

と併せて

$$\eta \in v, \text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{UNI} \vdash \zeta \in a \wedge \eta \in \zeta$$

が従い,

$$\eta \in v, \text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{UNI} \vdash \exists z (z \in a \wedge \eta \in z)$$

が従う。そして演繹定理より

$$\text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{UNI} \vdash \eta \in v \rightarrow \exists z (z \in a \wedge \eta \in z) \quad (4.93)$$

も得られる。

step4 (4.92) と (4.93) より

$$\text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{UNI} \vdash \exists z (z \in a \wedge \eta \in z) \leftrightarrow \eta \in v$$

が得られ、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{UNI} \vdash \forall y (\exists z (z \in a \wedge y \in z) \leftrightarrow y \in v)$$

となり、定理 4.2.5 より

$$\text{set}(a), \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{UNI} \vdash \{z \mid \exists z (z \in a \wedge y \in z)\} = v$$

が成り立つ。存在記号の論理的公理より

$$\text{set}(a), \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{UNI} \vdash \exists u (\{z \mid \exists z (z \in a \wedge y \in z)\} = u)$$

が成り立つので、定理が得られた。 ■

定理 4.6.5 (空集合の合併は空).

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \bigcup \emptyset = \emptyset.$$

略証. いま

$$\zeta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z \rightarrow (z \notin \bigcup \emptyset),$$

$$\eta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \rightarrow (y \in \emptyset \wedge \zeta \in y)$$

とおく. 定理 4.4.6 より

$$\text{EXT}, \text{COM} \vdash \eta \notin \emptyset$$

が成り立つので

$$\text{EXT}, \text{COM} \vdash \eta \notin \emptyset \vee \zeta \notin \eta$$

も成立し, De Morgan の法則 (論理的定理 3.2.11) より

$$\text{EXT}, \text{COM} \vdash \neg(\eta \in \emptyset \wedge \zeta \in \eta)$$

が成立し, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{EXT}, \text{COM} \vdash \forall y \neg(y \in \emptyset \wedge \zeta \in y)$$

が成立する. そして量子子の De Morgan の法則 (論理的定理 3.2.32) より

$$\text{EXT}, \text{COM} \vdash \neg \exists y (y \in \emptyset \wedge \zeta \in y) \quad (4.94)$$

が得られる. 他方で

$$\text{COM} \vdash \zeta \in \bigcup \emptyset \rightarrow \exists y (y \in \emptyset \wedge \zeta \in y)$$

が成り立つので, 対偶を取って

$$\text{COM} \vdash \neg \exists y (y \in \emptyset \wedge \zeta \in y) \rightarrow \zeta \notin \bigcup \emptyset \quad (4.95)$$

が得られる. (4.94) と (4.95) より

$$\text{EXT}, \text{COM} \vdash \zeta \notin \bigcup \emptyset$$

が成り立つので, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{EXT}, \text{COM} \vdash \forall z (z \notin \bigcup \emptyset)$$

が従い, 定理 4.4.7 より

$$\text{EXT}, \text{COM} \vdash \bigcup \emptyset = \emptyset$$

が得られる. ■

定理 4.6.6 (等しい類の合併は等しい). a と b を類とするとき

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash a = b \rightarrow \bigcup a = \bigcup b.$$

略証. いま

$$\eta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \rightarrow (y \in \bigcup a \leftrightarrow y \in \bigcup b)$$

とおく．合併の内包性 (定理 4.6.2) より

$$\eta \in \bigcup a, \mathbf{COM} \vdash \exists z (z \in a \wedge \eta \in z)$$

が成り立つので,

$$\zeta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z (z \in a \wedge \eta \in z)$$

とおけば

$$\eta \in \bigcup a, \mathbf{COM} \vdash \zeta \in a \wedge \eta \in \zeta$$

となる．ところで

$$\mathbf{EQ} \vdash a = b \rightarrow (\zeta \in a \rightarrow \zeta \in b)$$

が成り立つので

$$a = b, \eta \in \bigcup a, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \zeta \in b \wedge \eta \in \zeta$$

が得られ,

$$a = b, \eta \in \bigcup a, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \exists z (z \in b \wedge \eta \in z)$$

が従う．そして合併の内包性 (定理 4.6.2) より

$$a = b, \eta \in \bigcup a, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \eta \in \bigcup b \quad (4.96)$$

が得られる． a と b を入れ替えれば

$$\mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash b = a \rightarrow (\eta \in \bigcup b \rightarrow \eta \in \bigcup a)$$

となるが,

$$a = b, \mathbf{EQ} \vdash b = a$$

と併せて

$$a = b, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \eta \in \bigcup b \rightarrow \eta \in \bigcup a \quad (4.97)$$

が得られる．(4.96) と (4.97) より

$$a = b, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \eta \in \bigcup a \leftrightarrow \eta \in \bigcup b$$

が従い，全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$a = b, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \forall y (y \in \bigcup a \leftrightarrow y \in \bigcup b)$$

が成立し，外延性公理と併せて

$$a = b, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \bigcup a = \bigcup b$$

を得る．

■

対の合併

x と y を \mathcal{L} の項とするととき、その対の合併を

$$x \cup y \stackrel{\text{def}}{=} \bigcup \{x, y\}$$

と書く.

定理 4.6.7 (対の合併の対称性). a と b を類とするととき

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash a \cup b = b \cup a.$$

略証. 定理 4.5.4 より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \{a, b\} = \{b, a\}$$

が成り立つので, 定理 4.6.6 から

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash a \cup b = b \cup a$$

が従う. ■

定理 4.6.8 (二つの集合の合併はそれぞれの要素を合わせたもの). a と b を類とするととき

$$\begin{aligned} \text{EXT, EQ, COM} &\vdash \forall x (x \in a \cup b \rightarrow x \in a \vee x \in b), \\ \text{EXT, EQ, COM} &\vdash \text{set}(a) \rightarrow \forall x (x \in a \rightarrow x \in a \cup b). \end{aligned}$$

定理の二つ目の主張で a と b を入れ替えれば

$$\text{set}(b), \text{EXT, EQ, COM} \vdash \forall x (x \in b \rightarrow x \in b \cup a)$$

が成り立つが, 対の合併の対称性 (定理 4.6.7) より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash b \cup a = a \cup b$$

が成り立つので

$$\text{set}(b), \text{EXT, EQ, COM} \vdash \forall x (x \in b \rightarrow x \in a \cup b)$$

が従う. ゆえに

$$\text{set}(a), \text{set}(b), \text{EXT, EQ, COM} \vdash \forall x (x \in a \vee x \in b \rightarrow x \in a \cup b)$$

が成り立つ. そして一つ目の主張と併せれば

$$\text{set}(a), \text{set}(b), \text{EXT, EQ, COM} \vdash \forall x (x \in a \cup b \leftrightarrow x \in a \vee x \in b)$$

が得られる. つまり, “二つの集合の合併は” それぞれの要素を合わせたものに等しいのである.

略証.

step1 いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in a \cup b \rightarrow x \in a \vee x \in b)$$

とおくと、定理 4.6.2 より

$$\tau \in a \cup b, \mathbf{COM} \vdash \exists z (z \in \{a, b\} \wedge \tau \in z)$$

が成り立つので、

$$\zeta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z (z \in \{a, b\} \wedge \tau \in z)$$

とおけば

$$\tau \in a \cup b, \mathbf{COM} \vdash \zeta \in \{a, b\}, \quad (4.98)$$

$$\tau \in a \cup b, \mathbf{COM} \vdash \tau \in \zeta \quad (4.99)$$

が成り立つ。(4.99) と

$$\begin{aligned} a = \zeta, \mathbf{EQ} \vdash \zeta = a, \\ a = \zeta, \mathbf{EQ} \vdash \zeta = a \rightarrow (\tau \in \zeta \rightarrow \tau \in a) \end{aligned}$$

より

$$\tau \in a \cup b, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash a = \zeta \rightarrow \tau \in a$$

が従い、

$$\tau \in a \cup b, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash a = \zeta \rightarrow \tau \in a \vee \tau \in b$$

が成り立つ。同様に

$$\tau \in a \cup b, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash b = \zeta \rightarrow \tau \in a \vee \tau \in b$$

が成り立ち、論理和の除去より

$$\tau \in a \cup b, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash a = \zeta \vee b = \zeta \rightarrow \tau \in a \vee \tau \in b \quad (4.100)$$

が成り立つ。他方で定理 4.5.2 より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \zeta \in \{a, b\} \rightarrow a = \zeta \vee b = \zeta$$

が成り立つので、(4.98) と併せて

$$\tau \in a \cup b, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash a = \zeta \vee b = \zeta$$

が成り立つ。よって (4.100) と併せて

$$\tau \in a \cup b, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \tau \in a \vee \tau \in b$$

が従い、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \forall x (x \in a \cup b \rightarrow x \in a \vee x \in b)$$

が得られる。

step2 いま

$$\begin{aligned}\chi &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in a \rightarrow x \in a \cup b), \\ \tau &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s (a = s)\end{aligned}$$

とおく (右辺は \mathcal{L}_E の式に書き換える). まず存在記号の論理的公理より

$$\text{set}(a) \vdash a = \tau$$

が成り立つ. また集合は対の要素になれる (定理 4.5.7) ので

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash a \in \{a, b\}$$

も成り立ち, 相等性公理より

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \tau \in \{a, b\}$$

が従う. 同じく相等性公理より

$$\chi \in a, \text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \chi \in \tau$$

も成立する. ゆえに

$$\chi \in a, \text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \tau \in \{a, b\} \wedge \chi \in \tau$$

が成立し, 存在記号の論理的公理より

$$\chi \in a, \text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \exists z (z \in \{a, b\} \wedge \chi \in z)$$

が従う. 合併の内包性 (定理 4.6.2) より

$$\chi \in a, \text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \chi \in a \cup b$$

となり, 演繹定理より

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \chi \in a \rightarrow \chi \in a \cup b$$

となり, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \forall x (x \in a \rightarrow x \in a \cup b)$$

が得られる. ■

三つ組の“対”

\mathcal{L} の項 x, y, z に対して

$$\{x, y, z\} \stackrel{\text{def}}{=} \{x, y\} \cup \{z\}$$

と定める.

定理 4.6.9 (三つ組も表示されている要素しか持たない). a, b, c を類とするととき

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \forall x (x \in \{a, b, c\} \leftrightarrow (a = x \vee b = x) \vee c = x).$$

略証. いま

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in \{a, b, c\} \leftrightarrow (a = x \vee b = x) \vee c = x)$$

とおく. 後は

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{a, b, c\} \leftrightarrow (a = \tau \vee b = \tau) \vee c = \tau$$

を示せば, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \forall x (x \in \{a, b, c\} \leftrightarrow (a = x \vee b = x) \vee c = x)$$

を得る.

step1 この段では

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{a, b, c\} \rightarrow (a = \tau \vee b = \tau) \vee c = \tau$$

を示す. 定理 4.6.8 より

$$\tau \in \{a, b, c\}, \text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{a, b\} \vee \tau \in \{c\}$$

が成り立つが, 定理 4.5.2 (対は表示されている要素しか持たない) より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{a, b\} \rightarrow a = \tau \vee b = \tau$$

および

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{c\} \rightarrow c = \tau$$

となり, 論理和の導入より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{a, b\} \rightarrow (a = \tau \vee b = \tau) \vee c = \tau,$$

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{c\} \rightarrow (a = \tau \vee b = \tau) \vee c = \tau$$

となり, 論理和の除去より

$$\tau \in \{a, b, c\}, \text{EXT, EQ, COM} \vdash (a = \tau \vee b = \tau) \vee c = \tau$$

が従う.

step2 この段では

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash (a = \tau \vee b = \tau) \vee c = \tau \rightarrow \tau \in \{a, b, c\}$$

を示す. 定理 4.5.2 (対は表示されている要素しか持たない) より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash a = \tau \vee b = \tau \rightarrow \tau \in \{a, b\}$$

および

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash c = \tau \rightarrow \tau \in \{c\}$$

となり, 論理和の導入より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash a = \tau \vee b = \tau \rightarrow \tau \in \{a, b\} \vee \tau \in \{c\},$$

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash c = \tau \rightarrow \tau \in \{a, b\} \vee \tau \in \{c\}$$

となり，論理和の除去と演繹定理の逆より

$$(a = \tau \vee b = \tau) \vee c = \tau, \text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{a, b\} \vee \tau \in \{c\}$$

が従う．定理 4.6.8 より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{a, b\} \vee \tau \in \{c\} \rightarrow \tau \in \{a, b, c\}$$

が成り立つので

$$(a = \tau \vee b = \tau) \vee c = \tau, \text{EXT, EQ, COM} \vdash \tau \in \{a, b, c\}$$

が得られる。 ■

4.7 冪

定義 4.7.1 (冪). x を \mathcal{L} の項とするととき，

$$P(x) \stackrel{\text{def}}{=} \{y \mid \forall z (z \in y \rightarrow z \in x)\}$$

で定める項 (必要に応じて $z \in x$ は \mathcal{L}_E の式に書き換える) を x の冪 (**power**) と呼ぶ。

x の冪とはすなわち「 x の部分集合の全体」である：

$$P(x) = \{y \mid y \subset x\}.$$

公理 4.7.2 (冪の公理). 次の公理を **POW** によって参照する：

$$\forall x \exists p \forall y (\forall z (z \in y \rightarrow z \in x) \leftrightarrow y \in p).$$

定理 4.7.3 (集合の冪は集合). a を類とするととき

$$\text{EXT, EQ, COM, POW} \vdash \text{set}(a) \rightarrow \text{set}(P(a)).$$

略証.

step1 a が主要 ε 項であるとき，

$$\text{POW} \vdash \exists p \forall y (\forall z (z \in y \rightarrow z \in a) \leftrightarrow y \in p)$$

が成り立つので

$$\rho \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon p \forall y (\forall z (z \in y \rightarrow z \in a) \leftrightarrow y \in p)$$

とおけば

$$\text{POW} \vdash \forall y (\forall z (z \in y \rightarrow z \in a) \leftrightarrow y \in \rho) \tag{4.101}$$

となる．よって定理 4.2.5 より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM}, \mathbf{POW} \vdash \{y \mid \forall z (z \in y \rightarrow z \in a)\} = \rho$$

が従い，存在記号の論理的公理より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{COM}, \mathbf{POW} \vdash \exists p (\{y \mid \forall z (z \in y \rightarrow z \in a)\} = p)$$

が得られる．

step2 a が $\{x \mid \varphi(x)\}$ なる形の項であるとき (φ は $\mathcal{L}_{\mathcal{E}}$ の式),

$$\begin{aligned} \tau &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (a = x), \\ \rho &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon p \forall y (\forall z (z \in y \rightarrow z \in \tau) \leftrightarrow y \in p) \end{aligned}$$

とおけば，前段の (4.101) より

$$\mathbf{POW} \vdash \forall y (\forall z (z \in y \rightarrow z \in \tau) \leftrightarrow y \in \rho) \quad (4.102)$$

が成立する．今の場合の $P(a)$ は

$$P(a) \stackrel{\text{def}}{=} \{y \mid \forall z (z \in y \rightarrow \varphi(z))\}$$

によって定められているので，

$$\forall y (\forall z (z \in y \rightarrow \varphi(z)) \leftrightarrow y \in \rho)$$

を導くために

$$\eta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \rightarrow (\forall z (z \in y \rightarrow \varphi(z)) \leftrightarrow y \in \rho)$$

とおき，まずは

$$\text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \forall z (z \in \eta \rightarrow \varphi(z)) \leftrightarrow \forall z (z \in \eta \rightarrow z \in \tau) \quad (4.103)$$

を示す．

- (4.103) の \rightarrow をしめす．

$$\zeta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z \rightarrow (z \in \eta \rightarrow z \in \tau)$$

とおけば

$$\forall z (z \in \eta \rightarrow \varphi(z)) \vdash \zeta \in \eta \rightarrow \varphi(\zeta)$$

が成り立つが，

$$\mathbf{COM} \vdash \varphi(\zeta) \rightarrow \zeta \in a$$

と

$$\text{set}(a), \mathbf{EQ} \vdash \zeta \in a \rightarrow \zeta \in \tau$$

より

$$\forall z (z \in \eta \rightarrow \varphi(z)), \text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \zeta \in \eta \rightarrow \zeta \in \tau$$

が従い、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\forall z (z \in \eta \rightarrow \varphi(z)), \text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \forall z (z \in \eta \rightarrow z \in \tau)$$

が得られる.

- (4.103) の逆を示す.

$$\zeta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z \rightarrow (z \in \eta \rightarrow \varphi(z))$$

とおけば

$$\forall z (z \in \eta \rightarrow z \in \tau) \vdash \zeta \in \eta \rightarrow \zeta \in \tau$$

が成り立つが,

$$\mathbf{COM} \vdash \zeta \in a \rightarrow \varphi(\zeta)$$

と

$$\text{set}(a), \mathbf{EQ} \vdash \zeta \in \tau \rightarrow \zeta \in a$$

より

$$\forall z (z \in \eta \rightarrow z \in \tau), \text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \zeta \in \eta \rightarrow \varphi(\zeta)$$

が従い、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\forall z (z \in \eta \rightarrow z \in \tau), \text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{COM} \vdash \forall z (z \in \eta \rightarrow \varphi(z))$$

が得られる.

(4.102) より

$$\mathbf{POW} \vdash \forall z (z \in \eta \rightarrow z \in \tau) \leftrightarrow \eta \in \rho \quad (4.104)$$

が成り立つので, (4.103) と (4.104) と同値記号の推移律 (論理的定理 4.1.14) より

$$\text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{POW} \vdash \forall z (z \in \eta \rightarrow \varphi(z)) \leftrightarrow \eta \in \rho$$

が得られ、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{set}(a), \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{POW} \vdash \forall y (\forall z (z \in y \rightarrow \varphi(z)) \leftrightarrow y \in \rho)$$

が従う. そして定理 4.2.5 と併せて

$$\text{set}(a), \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{POW} \vdash \{y \mid \forall z (z \in y \rightarrow \varphi(z))\} = \rho$$

が従い、存在記号の論理的公理より

$$\text{set}(a), \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{POW} \vdash \exists p (\{y \mid \forall z (z \in y \rightarrow \varphi(z))\} = p)$$

が得られる. ■

4.8 関係

定義 4.8.1 (順序対). x と y を \mathcal{L} の項とするととき,

$$(x, y) \stackrel{\text{def}}{=} \{\{x\}, \{x, y\}\}$$

で定める項 (x, y) を x と y の順序対 (**ordered pair**) と呼ぶ.

定理 4.8.2 (集合の順序対は集合). a と b を類とするととき

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \text{set}(a) \wedge \text{set}(b) \rightarrow \text{set}((a, b)).$$

証明. 集合の対は集合 (定理 4.5.6) であるから

$$\begin{aligned} &\text{set}(a), \text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \text{set}(\{a\}), \\ &\text{set}(a), \text{set}(b), \text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \text{set}(\{a, b\}) \end{aligned}$$

が成り立つので

$$\text{set}(a), \text{set}(b), \text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \text{set}(\{a\}) \wedge \text{set}(\{a, b\})$$

が従い, 再び定理 4.5.6 より

$$\text{set}(a), \text{set}(b), \text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \text{set}((a, b))$$

となる. ■

論理的定理 4.8.3 (選言三段論法). A と B を文とするととき

$$\begin{aligned} &\vdash A \vee B \rightarrow (\neg A \rightarrow B), \\ &\vdash A \vee B \rightarrow (\neg B \rightarrow A). \end{aligned}$$

略証. まず含意の導入より

$$\vdash B \rightarrow (\neg A \rightarrow B)$$

が成り立つ. また矛盾の導入より

$$A, \neg A \vdash \perp$$

が成り立つが, 爆発律 (論理的定理 3.2.21) より

$$A, \neg A \vdash B$$

が従い、演繹定理より

$$\vdash A \rightarrow (\neg A \rightarrow B)$$

も得られる。そして論理和の除去より

$$\vdash A \vee B \rightarrow (\neg A \rightarrow B)$$

が出る。演繹定理の逆より

$$A \vee B \vdash \neg A \rightarrow B$$

となるが、ここで対偶律 3 (論理的定理 3.2.18) より

$$A \vee B \vdash \neg B \rightarrow A$$

が従い、演繹定理より

$$\vdash A \vee B \rightarrow (\neg B \rightarrow A)$$

も得られる。 ■

定理 4.8.4 (順序対の相等性). a, b, c, d を類とするとき

$$\text{set}(a), \text{set}(b), \text{set}(c), \text{set}(d), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE}, \text{PAI} \\ \vdash (a, b) = (c, d) \rightarrow a = c \wedge b = d.$$

略証.

step1 集合は自分自身の対の要素である (定理 4.5.7) から

$$\text{set}(\{a\}), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \{a\} \in (a, b)$$

が成り立つ。従って $(a, b) = (c, d)$ と仮定すると、相等性公理より

$$(a, b) = (c, d), \text{set}(\{a\}), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \{a\} \in (c, d)$$

が成り立つ。定理 4.5.3 (対の要素は表示されている要素の一方には等しい) より

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE} \vdash \{a\} \in (c, d) \rightarrow \{a\} = \{c\} \vee \{a\} = \{d\}$$

となるから、三段論法より

$$(a, b) = (c, d), \text{set}(\{a\}), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE} \vdash \{a\} = \{c\} \vee \{a\} = \{d\}$$

が従い、演繹定理より

$$(a, b) = (c, d), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE} \vdash \text{set}(\{a\}) \rightarrow \{a\} = \{c\} \vee \{a\} = \{d\}$$

が従う。ところで集合の対は集合 (定理 4.5.6) なので

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI} \vdash \text{set}(\{a\})$$

が成り立ち、三段論法より

$$(a, b) = (c, d), \text{ set } (a), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI } \vdash \{a\} = \{c\} \vee \{a\} = \{c, d\} \quad (4.105)$$

が従う.

step2 この段では

$$\text{set } (a), \text{ EXT, EQ, COM, ELE } \vdash \{a\} = \{c\} \rightarrow a = c$$

を示す. 定理 4.5.7 (集合は自分自身の対の要素) より

$$\text{set } (a), \text{ EXT, EQ, COM } \vdash a \in \{a\}$$

が成り立ち、相等性公理より

$$\{a\} = \{c\}, \text{ set } (a), \text{ EXT, EQ, COM } \vdash a \in \{c\}$$

となる. また定理 4.5.3 (対の要素は表示されている要素の一方には等しい) より

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE } \vdash a \in \{c\} \rightarrow a = c$$

も成り立つので、三段論法より

$$\{a\} = \{c\}, \text{ set } (a), \text{ EXT, EQ, COM, ELE } \vdash a = c \quad (4.106)$$

が得られる.

step3 この段では

$$\text{set } (a), \text{ EXT, EQ, COM, ELE } \vdash \{a\} = \{c, d\} \rightarrow a = c$$

同様に、定理 4.5.7 より

$$\text{set } (c), \text{ EXT, EQ, COM } \vdash c \in \{c, d\}$$

が成り立ち、相等性公理より

$$\{a\} = \{c, d\}, \text{ set } (c), \text{ EXT, EQ, COM } \vdash c \in \{a\}$$

となる. また定理 4.5.3 より

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE } \vdash c \in \{a\} \rightarrow a = c$$

も成り立つので、三段論法より

$$\{a\} = \{c, d\}, \text{ set } (c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE } \vdash a = c \quad (4.107)$$

が得られる.

step4 (4.106) と (4.107) と演繹定理より

$$\begin{aligned} \text{set } (a), \text{ EXT, EQ, COM, ELE } \vdash \{a\} = \{c\} &\rightarrow a = c, \\ \text{set } (c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE } \vdash \{a\} = \{c, d\} &\rightarrow a = c \end{aligned}$$

が成り立つので、論理和の除去より

$$\text{set } (a), \text{ set } (c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE } \vdash \{a\} = \{c\} \vee \{a\} = \{c, d\} \rightarrow a = c$$

が従い、(4.105) との三段論法より

$$(a, b) = (c, d), \text{ set } (a), \text{ set } (c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \vdash a = c \quad (4.108)$$

が出る．

step5-0 次段以降で $b = d$ を導出するが、段取りとしては

$$a = d \rightarrow b = d$$

と

$$a \neq d \rightarrow b = d$$

に分けて導出し、最後は排中律に訴える．これらの式の導出も何段かに分かれるが、ここでは委細は省く．

step5 この段では

$$(a, b) = (c, d), \text{ set } (a), \text{ set } (b), \text{ set } (c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash \{a, b\} = \{c\} \rightarrow (a = d \rightarrow b = d)$$

を示す．定理 4.5.7 (集合は自分自身の対の要素) より

$$\text{ set } (b), \text{ EXT, EQ, COM} \vdash b \in \{a, b\} \quad (4.109)$$

が成り立つので、相等性公理より

$$\{a, b\} = \{c\}, \text{ set } (b), \text{ EXT, EQ, COM} \vdash b \in \{c\}$$

となる．また定理 4.5.3 (対の要素は表示されている要素の一方に等しい) より

$$\text{ EXT, EQ, COM, ELE} \vdash b \in \{c\} \rightarrow c = b$$

となるから、三段論法より

$$\{a, b\} = \{c\}, \text{ set } (b), \text{ EXT, EQ, COM, ELE} \vdash c = b \quad (4.110)$$

が従う．他方で等号の推移律 (定理 4.1.15) より

$$\text{ EXT, EQ} \vdash a = c \rightarrow (c = b \rightarrow a = b)$$

が成り立つから、(4.108) との三段論法より

$$(a, b) = (c, d), \text{ set } (a), \text{ set } (c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash c = b \rightarrow a = b \quad (4.111)$$

となり、(4.110) との三段論法より

$$\{a, b\} = \{c\}, (a, b) = (c, d), \text{ set } (a), \text{ set } (b), \text{ set } (c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash a = b$$

となる．再び等号の推移律 (定理 4.1.15) より

$$\{a, b\} = \{c\}, (a, b) = (c, d), \text{ set } (a), \text{ set } (b), \text{ set } (c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash a = d \rightarrow b = d$$

が成り立ち、演繹定理より

$$(a, b) = (c, d), \text{ set}(a), \text{ set}(b), \text{ set}(c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash \{a, b\} = \{c\} \rightarrow (a = d \rightarrow b = d) \quad (4.112)$$

が得られる。

step6 この段では

$$(a, b) = (c, d), \text{ set}(a), \text{ set}(b), \text{ set}(c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash \{a, b\} = \{c, d\} \rightarrow (a = d \rightarrow b = d)$$

を示す。(4.109)と相等性公理より

$$\{a, b\} = \{c, d\}, \text{ set}(b), \text{ EXT, EQ, COM} \vdash b \in \{c, d\}$$

となり、また定理 4.5.3 (対の要素は表示されている要素の一方に等しい) より

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE} \vdash b \in \{c, d\} \rightarrow c = b \vee d = b$$

となるから、三段論法より

$$\{a, b\} = \{c, d\}, \text{ set}(b), \text{ EXT, EQ, COM, ELE} \vdash c = b \vee d = b \quad (4.113)$$

が従う。ここで (4.111) と演繹定理の逆より

$$c = b, (a, b) = (c, d), \text{ set}(a), \text{ set}(c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \vdash a = b$$

となり、また等号の推移律 (定理 4.1.15) より

$$\text{EXT, EQ} \vdash a = b \rightarrow (a = d \rightarrow b = d)$$

が成り立つので、三段論法より

$$c = b, (a, b) = (c, d), \text{ set}(a), \text{ set}(c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash a = d \rightarrow b = d$$

となる。すなわち、演繹定理及びその逆より

$$a = d, (a, b) = (c, d), \text{ set}(a), \text{ set}(c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash c = b \rightarrow b = d$$

となる。他方で

$$\text{EQ} \vdash d = b \rightarrow b = d$$

も成り立つから、論理和の除去より

$$a = d, (a, b) = (c, d), \text{ set}(a), \text{ set}(c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash c = b \vee d = b \rightarrow b = d$$

が従う。これと (4.113) との三段論法より

$$a = d, \{a, b\} = \{c, d\}, (a, b) = (c, d), \text{ set}(a), \text{ set}(b), \text{ set}(c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash b = d$$

が成り立ち、演繹定理より

$$(a, b) = (c, d), \text{ set}(a), \text{ set}(b), \text{ set}(c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash \{a, b\} = \{c, d\} \rightarrow (a = d \rightarrow b = d) \quad (4.114)$$

が得られる。

step7 (4.112) と (4.114) と論理和の除去より

$$\begin{aligned} & (a, b) = (c, d), \text{ set } (a), \text{ set } (b), \text{ set } (c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ & \vdash \{a, b\} = \{c\} \vee \{a, b\} = \{c, d\} \rightarrow (a = d \rightarrow b = d) \end{aligned} \quad (4.115)$$

が成り立つ．ところで集合の対は集合 (定理 4.5.6) なので

$$\text{set } (a), \text{ set } (b), \text{ EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \text{set } (\{a, b\})$$

となり，また定理 4.5.7 (集合は自分自身の対の要素) より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \text{set } (\{a, b\}) \rightarrow \{a, b\} \in (a, b)$$

となるから，三段論法より

$$\text{set } (a), \text{ set } (b), \text{ EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \{a, b\} \in (a, b)$$

が成り立つ．更に相等性公理より

$$(a, b) = (c, d), \text{ set } (a), \text{ set } (b), \text{ EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \{a, b\} \in (c, d)$$

となり，定理 4.5.3 (対の要素は表示されている要素の一方に等しい) より

$$\begin{aligned} & (a, b) = (c, d), \text{ set } (a), \text{ set } (b), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ & \vdash \{a, b\} = \{c\} \vee \{a, b\} = \{c, d\} \end{aligned}$$

が従う．これと (4.115) より

$$\begin{aligned} & (a, b) = (c, d), \text{ set } (a), \text{ set } (b), \text{ set } (c), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ & \vdash a = d \rightarrow b = d \end{aligned} \quad (4.116)$$

が出る．

step8 集合の対は集合 (定理 4.5.6) なので

$$\text{set } (c), \text{ set } (d), \text{ EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \text{set } (\{c, d\})$$

となり，また定理 4.5.7 (集合は自分自身の対の要素) より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \text{set } (\{c, d\}) \rightarrow \{c, d\} \in (c, d)$$

となる．よって三段論法より

$$\text{set } (c), \text{ set } (d), \text{ EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \{c, d\} \in (c, d)$$

が従い，相等性公理より

$$(a, b) = (c, d), \text{ set } (c), \text{ set } (d), \text{ EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \{c, d\} \in (a, b)$$

となり，定理 4.5.3 (対の要素は表示されている要素の一方に等しい) より

$$\begin{aligned} & (a, b) = (c, d), \text{ set } (c), \text{ set } (d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ & \vdash \{c, d\} = \{a\} \vee \{c, d\} = \{a, b\} \end{aligned} \quad (4.117)$$

が従う．ところで

$$\text{set } (d), \text{ EXT, EQ, COM} \vdash d \in \{c, d\} \quad (4.118)$$

であるから、相等性公理より

$$\{c, d\} = \{a\}, \text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM} \vdash d \in \{a\}$$

が従い、定理 4.5.3 (対の要素は表示されている要素の一方に等しい) より

$$\{c, d\} = \{a\}, \text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE} \vdash a = d$$

が従う。つまり演繹定理より

$$\text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \{c, d\} = \{a\} \rightarrow a = d$$

となるが、対偶律 1 (論理的定理 3.2.3) より

$$\text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE} \vdash a \neq d \rightarrow \{c, d\} \neq \{a\}$$

となり、演繹定理の逆より

$$a \neq d, \text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE} \vdash \{c, d\} \neq \{a\} \quad (4.119)$$

が従う。他方で (4.117) と選言三段論法 (論理的定理 4.8.3) より

$$\begin{aligned} (a, b) = (c, d), \text{ set}(c), \text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash \{c, d\} \neq \{a\} \rightarrow \{c, d\} = \{a, b\} \end{aligned}$$

が成り立つから、(4.119) との三段論法より

$$\begin{aligned} a \neq d, (a, b) = (c, d), \text{ set}(c), \text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash \{c, d\} = \{a, b\} \end{aligned}$$

が従う。相等性公理より

$$\begin{aligned} a \neq d, (a, b) = (c, d), \text{ set}(c), \text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash d \in \{c, d\} \rightarrow d \in \{a, b\} \end{aligned}$$

となり、(4.118) との三段論法より

$$\begin{aligned} a \neq d, (a, b) = (c, d), \text{ set}(c), \text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash d \in \{a, b\} \end{aligned}$$

となり、定理 4.5.3 (対の要素は表示されている要素の一方に等しい) より

$$\begin{aligned} a \neq d, (a, b) = (c, d), \text{ set}(c), \text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash a = d \vee b = d \end{aligned}$$

が成り立つ。ここで再び選言三段論法 (論理的定理 4.8.3) より

$$\begin{aligned} a \neq d, (a, b) = (c, d), \text{ set}(c), \text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash a \neq d \rightarrow b = d \end{aligned}$$

が成り立つので、三段論法より

$$\begin{aligned} a \neq d, (a, b) = (c, d), \text{ set}(c), \text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash b = d \end{aligned}$$

となり、演繹定理より

$$\begin{aligned} (a, b) = (c, d), \text{ set}(c), \text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash a \neq d \rightarrow b = d \end{aligned} \quad (4.120)$$

が得られる。

step10 (4.116) と (4.120) と論理和の除去より

$$(a, b) = (c, d), \text{ set}(a), \text{ set}(b), \text{ set}(c), \text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash a = d \vee a \neq d \rightarrow b = d$$

が成り立つが，排中律 (論理的定理 3.2.24) より

$$\vdash a = d \vee a \neq d$$

となるので，三段論法より

$$(a, b) = (c, d), \text{ set}(a), \text{ set}(b), \text{ set}(c), \text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash b = d$$

が得られる．これと (4.108) と論理積の導入より

$$(a, b) = (c, d), \text{ set}(a), \text{ set}(b), \text{ set}(c), \text{ set}(d), \text{ EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \\ \vdash a = c \wedge b = d$$

が成り立つ。

定義 4.8.5 (Cartesian 積). a と b を類とするととき，

$$a \times b \stackrel{\text{def}}{=} \{x \mid \exists s (s \in a \wedge \exists t (t \in b \wedge x = (s, t)))\}$$

により定める類 $a \times b$ を a と b の **Cartesian 積 (Cartesian product)** と呼ぶ。

定義 4.8.6 (関係). $R \subset V \times V$ を満たす類 R を関係 (**relation**) と呼ぶ。

4.9 順序数

$0, 1, 2, \dots$ で表される数字は，集合論において

$$\begin{aligned} 0 &\stackrel{\text{def}}{=} \emptyset, \\ 1 &\stackrel{\text{def}}{=} \{0\} = \{\emptyset\}, \\ 2 &\stackrel{\text{def}}{=} \{0, 1\} = \{\emptyset, \{\emptyset\}\}, \\ 3 &\stackrel{\text{def}}{=} \{0, 1, 2\} = \{\emptyset, \{\emptyset\}, \{\emptyset, \{\emptyset\}\}\} \end{aligned}$$

といった反復操作で定められる．上の操作を受け継いで“頑張れば手で書き出せる”類を自然数と呼ぶ．0 は集合であり，集合の対は集合であるから 1 もまた集合である．更には集合の合併も集合であるから 2, 3, 4, … と続く自然数が全て集合であることがわかる．自然数の冪も自然数同士の集合演算もその結果は全て集合になるが，ここで「集合は 0 に集合演算を施しただけの素性が明らかなものに限られるか」という疑問というか期待が自然に生まれてくる．実際それは正則性公理によって肯定されるわけだが，そこでキーになるのは順序数と呼ばれる概念である．

公理 4.9.1 (正則性公理). 次の式を **REG** で参照する:

$$\forall r (\exists x (x \in r) \rightarrow \exists y (y \in r \wedge \forall z (z \in r \rightarrow z \notin y))).$$

正則性公理の主張するところは「空でない集合は自分自身と交わらない要素を持つ」である。

定理 4.9.2 (類は自分自身を要素に持たない). a を類とするとき

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, PAI, REG} \vdash a \notin a.$$

ただし a が主要 ε 項であれば

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash a \notin a.$$

略証. 要素の公理の対偶より

$$\mathbf{ELE} \vdash \rightarrow \text{set}(a) \rightarrow a \notin a$$

が成り立つので、後は

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, PAI, REG} \vdash \text{set}(a) \rightarrow a \notin a$$

を示せばよい。集合の対は集合である (定理 4.5.6) から

$$\text{set}(a), \mathbf{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \text{set}(\{a\})$$

が成り立つ。ここで

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (\{a\} = x)$$

とおけば、量化記号の論理的公理より

$$\text{set}(a), \mathbf{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \{a\} = \tau \tag{4.121}$$

と

$$\mathbf{REG} \vdash \exists x (x \in \tau) \rightarrow \exists y (y \in \tau \wedge \forall z (z \in \tau \rightarrow z \notin y)) \tag{4.122}$$

が成り立つ。集合は自分自身の対の要素である (定理 4.5.7) から

$$\text{set}(a), \mathbf{EXT, EQ, COM} \vdash a \in \{a\} \tag{4.123}$$

が成り立ち、(4.121) と併せて

$$\text{set}(a), \mathbf{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash a \in \tau$$

が成り立つ。これによって

$$\text{set}(a), \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, PAI} \vdash \exists x (x \in \tau)$$

が従い (定理 4.4.8 によるが、 a が主要 ε 項であれば **ELE** は不要)、(4.122) との三段論法より

$$\text{set}(a), \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, PAI, REG} \vdash \exists y (y \in \tau \wedge \forall z (z \in \tau \rightarrow z \notin y))$$

となる.

$$\begin{aligned}\zeta &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (a = x), \\ \eta &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y (y \in \tau \wedge \forall z (z \in \tau \rightarrow z \notin y))\end{aligned}$$

とおけば存在記号の論理的公理より

$$\text{set}(a) \vdash a = \zeta, \quad (4.124)$$

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE}, \text{PAI}, \text{REG} \vdash \eta \in \tau, \quad (4.125)$$

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE}, \text{PAI}, \text{REG} \vdash \forall z (z \in \tau \rightarrow z \notin \eta) \quad (4.126)$$

が成り立つが, まず (4.123) と (4.121) と (4.124) より

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM} \vdash \zeta \in \tau$$

が成り立つので, (4.126) より

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE}, \text{PAI}, \text{REG} \vdash \zeta \notin \eta \quad (4.127)$$

が従う. また (4.125) と (4.121) より

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE}, \text{PAI}, \text{REG} \vdash \eta \in \{a\}$$

が成り立つので, 定理 4.5.2 より

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE}, \text{PAI}, \text{REG} \vdash \eta = a$$

が従い, (4.127) と (4.124) と併せて

$$\text{set}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE}, \text{PAI}, \text{REG} \vdash a \notin a$$

が出る. ■

定理 4.9.3 (集合のどの二組も所属関係で堂々巡りしない).

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI}, \text{REG} \vdash \forall x \forall y (x \in y \rightarrow y \notin x).$$

略証.

step1 いま

$$\begin{aligned}\chi &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow \forall y (x \in y \rightarrow y \notin x), \\ \eta &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \rightarrow (\tau \in y \rightarrow y \notin \tau)\end{aligned}$$

とおく. χ と η は主要 ε 項であるから定理 4.1.3 より

$$\text{EXT} \vdash \text{set}(\chi),$$

$$\text{EXT} \vdash \text{set}(\eta)$$

となり，従って定理 4.5.6 より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \text{set}(\{\chi, \eta\})$$

となる．また定理 4.5.7 より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \chi \in \{\chi, \eta\} \quad (4.128)$$

が成り立つ．

step2 ここで

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (\{\chi, \eta\} = x)$$

とおけば

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \{\chi, \eta\} = \tau \quad (4.129)$$

および

$$\text{REG} \vdash \exists x (x \in \tau) \rightarrow \exists y (y \in \tau \wedge \forall z (z \in \tau \rightarrow z \notin y)) \quad (4.130)$$

が成り立つ．(4.128) と (4.129) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \chi \in \tau \quad (4.131)$$

が成り立つので

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \exists x (x \in \tau)$$

となり，(4.130) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \exists y (y \in \tau \wedge \forall z (z \in \tau \rightarrow z \notin y)) \quad (4.132)$$

が従う．

step3 いま

$$\gamma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y (y \in \tau \wedge \forall z (z \in \tau \rightarrow z \in y))$$

とおく．この段では

$$\chi \in \eta, \text{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \eta \neq \gamma$$

を示す．(4.132) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \gamma \in \tau, \quad (4.133)$$

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \forall z (z \in \tau \rightarrow z \notin \gamma) \quad (4.134)$$

が成り立つ．(4.134) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \chi \in \tau \rightarrow \chi \notin \gamma$$

となり，(4.131) との三段論法より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \chi \notin \gamma \quad (4.135)$$

が成り立つが,

$$\mathbf{EQ} \vdash \chi \notin \gamma \rightarrow (\chi \in \eta \rightarrow \eta \neq \gamma)$$

も成り立つので, 三段論法より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \chi \in \eta \rightarrow \eta \neq \gamma$$

となり, 演繹定理の逆より

$$\chi \in \eta, \mathbf{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \eta \neq \gamma \quad (4.136)$$

が従う.

step4 (4.129) と (4.133) より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \gamma \in \{\chi, \eta\}$$

が成り立つので, 定理 4.5.2 より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \chi = \gamma \vee \eta = \gamma$$

が従う. これと (4.136) と選言三段論法 (論理的定理 4.8.3) より

$$\chi \in \eta, \mathbf{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \chi = \gamma \quad (4.137)$$

が従う. 他方で (4.135) を導いたのと同様にして

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \eta \notin \gamma$$

が成り立ち, (4.137) と相等性公理より

$$\chi \in \eta, \mathbf{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \eta \notin \chi$$

が従う. 演繹定理より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \chi \in \eta \rightarrow \eta \notin \chi$$

が成り立ち, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \forall x \forall y (x \in y \rightarrow y \notin x)$$

が得られる. ■

論理的定理 4.9.4 (論理和の結合律). A, B, C を \mathcal{L} の文とすると

$$\vdash (A \vee B) \vee C \rightarrow A \vee (B \vee C).$$

略証. 論理和の導入より

$$\vdash A \rightarrow A \vee (B \vee C) \quad (4.138)$$

となる。同じく論理和の導入より

$$B \vdash B \vee C$$

となるが、再び論理和の導入より

$$\vdash B \vee C \rightarrow A \vee (B \vee C)$$

となるので、三段論法より

$$B \vdash A \vee (B \vee C)$$

となり、演繹定理より

$$\vdash B \rightarrow A \vee (B \vee C) \quad (4.139)$$

が従う。(4.138) と (4.139) と論理和の除去より

$$\vdash A \vee B \rightarrow A \vee (B \vee C)$$

が得られる。他方で (4.139) の導出と同様にして

$$\vdash C \rightarrow A \vee (B \vee C)$$

も得られるから、再び論理和の除去により

$$\vdash (A \vee B) \vee C \rightarrow A \vee (B \vee C)$$

が出る。 ■

定理 4.9.5 (集合のどの三組も所属関係で堂々巡りしない).

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \forall x \forall y \forall z (x \in y \wedge y \in z \rightarrow z \notin x).$$

略証.

step1 いま

$$\chi \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow \forall y \forall z (x \in y \wedge y \in z \rightarrow z \notin x),$$

$$\eta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \rightarrow \forall z (\chi \in y \wedge y \in z \rightarrow z \notin \chi),$$

$$\zeta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z \rightarrow (\chi \in \eta \wedge \eta \in z \rightarrow z \notin \chi)$$

とおく。 χ, η, ζ は主要 ε 項であるから、定理 4.1.3 より

$$\mathbf{EXT} \vdash \text{set}(\chi),$$

$$\mathbf{EXT} \vdash \text{set}(\eta),$$

$$\mathbf{EXT} \vdash \text{set}(\zeta)$$

が成り立ち、定理 4.5.6 (集合の対は集合) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \text{set}(\{\chi, \eta\}) \quad (4.140)$$

および

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \text{set}(\{\zeta\}) \quad (4.141)$$

が成り立ち、定理 4.5.7 (集合は自分自身の対の要素) より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \chi \in \{\chi, \eta\} \quad (4.142)$$

が成り立つ。定理 4.6.8 より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \text{set}(\{\chi, \eta\}) \rightarrow \forall x (x \in \{\chi, \eta\} \rightarrow x \in \{\chi, \eta, \zeta\})$$

が成り立つので、(4.140) と (4.142) との三段論法より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \chi \in \{\chi, \eta, \zeta\} \quad (4.143)$$

となる。同様にして

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \eta \in \{\chi, \eta, \zeta\}, \quad (4.144)$$

も成り立つ。

step2 (4.140) と (4.141) と定理 4.5.6 (集合の対は集合) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \text{set}(\{\{\chi, \eta\}, \{\zeta\}\})$$

となるので、定理 4.6.4 (集合の合併は集合) と併せて

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI} \vdash \text{set}(\{\chi, \eta, \zeta\})$$

が成立する。ここで

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (\{\chi, \eta, \zeta\} = x)$$

とおけば

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI} \vdash \{\chi, \eta, \zeta\} = \tau \quad (4.145)$$

が成り立つので、(4.143) と相等性公理より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI} \vdash \chi \in \tau$$

となり、

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI} \vdash \exists x (x \in \tau) \quad (4.146)$$

が従う。正則性公理より

$$\text{REG} \vdash \exists x (x \in \tau) \rightarrow \exists y (y \in \tau \wedge \forall z (z \in \tau \rightarrow z \notin y))$$

が成り立つので、(4.146) との三段論法より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \exists y (y \in \tau \wedge \forall z (z \in \tau \rightarrow z \notin y)) \quad (4.147)$$

が従う。

step3 いま

$$\gamma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y (y \in \tau \wedge \forall z (z \in \tau \rightarrow z \notin y))$$

とおく．この段では

$$\chi \in \eta \wedge \eta \in \zeta, \text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \rightarrow (\eta = \gamma \vee \zeta = \gamma)$$

を示す．(4.147) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \gamma \in \tau, \quad (4.148)$$

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \forall z (z \in \tau \rightarrow z \notin \gamma) \quad (4.149)$$

となるから，特に

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \chi \in \tau \rightarrow \chi \notin \gamma,$$

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \eta \in \tau \rightarrow \eta \notin \gamma$$

が成り立つが，(4.143) と (4.144) および (4.145) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI} \vdash \chi \in \tau,$$

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI} \vdash \eta \in \tau$$

が成り立つので

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \chi \notin \gamma, \quad (4.150)$$

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \eta \notin \gamma \quad (4.151)$$

が従う．他方で

$$\text{EQ} \vdash \chi \notin \gamma \rightarrow (\chi \in \eta \rightarrow \eta \neq \gamma),$$

$$\text{EQ} \vdash \eta \notin \gamma \rightarrow (\eta \in \zeta \rightarrow \zeta \neq \gamma)$$

が成り立つので，(4.150) と (4.151) から

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \chi \in \eta \rightarrow \eta \neq \gamma,$$

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \eta \in \zeta \rightarrow \zeta \neq \gamma$$

が従う．つまり $\chi \in \eta \wedge \eta \in \zeta$ を公理に加えれば

$$\chi \in \eta \wedge \eta \in \zeta, \text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \eta \neq \gamma \wedge \zeta \neq \gamma$$

が成り立ち，De Morgan の法則 (論理的定理 3.2.10) より

$$\chi \in \eta \wedge \eta \in \zeta, \text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \rightarrow (\eta = \gamma \vee \zeta = \gamma) \quad (4.152)$$

が出る．

step4 定理 4.6.8 より

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \text{set}(\{\zeta\}) \rightarrow \forall x (x \in \{\zeta\} \rightarrow x \in \{\zeta\} \cup \{\chi, \eta\})$$

が成り立つので，(4.141) と

$$\text{EXT, EQ, COM} \vdash \zeta \in \{\zeta\}$$

(定理 4.5.7) との三段論法より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \zeta \in \{\zeta\} \cup \{\chi, \eta\}$$

が従い, 定理 4.6.7 (合併の対称性) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI} \vdash \zeta \in \{\chi, \eta, \zeta\}$$

が成り立つ. 従って (4.145) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI} \vdash \zeta \in \tau$$

となるが, 他方で (4.149) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \zeta \in \tau \rightarrow \zeta \notin \gamma$$

となるから, 三段論法より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \zeta \notin \gamma \quad (4.153)$$

が出る.

step5 (4.148) と (4.145) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \gamma \in \{\chi, \eta, \zeta\}$$

が成り立つので, 定理 4.6.9 (表示されている要素しか持たない) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash (\chi = \gamma \vee \eta = \gamma) \vee \zeta = \gamma$$

となり, 論理和の結合律 (論理的定理 4.9.4) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \chi = \gamma \vee (\eta = \gamma \vee \zeta = \gamma)$$

が従い, (4.152) と選言三段論法 (論理的定理 4.8.3) より

$$\chi \in \eta \wedge \eta \in \zeta, \text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \chi = \gamma$$

が成り立つ. これと (4.153) より

$$\chi \in \eta \wedge \eta \in \zeta, \text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \zeta \notin \chi$$

が従い, 演繹定理より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \chi \in \eta \wedge \eta \in \zeta \rightarrow \zeta \notin \chi$$

が成り立ち, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \forall x \forall y \forall z (x \in y \wedge y \in z \rightarrow z \notin x)$$

が出る. ■

定義 4.9.6 (推移的類). \mathcal{L} の項 x に対して, x が推移的 (**transitive**) であるということを

$$\text{tran}(x) \stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} \forall s (s \in x \rightarrow s \subset x)$$

で定める.

x が推移的であるとは, 「 x の要素の要素が x の要素となる」という意味である.

定義 4.9.7 (順序数). \mathcal{L} の項 x に対して

$$\text{ord}(x) \stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} \text{tran}(x) \wedge \forall t, u \in x (t \in u \vee t = u \vee u \in t)$$

と定め (ただし $t \in u \vee t = u \vee u \in t$ は $(t \in u \vee t = u) \vee u \in t$ の略記とする),

$$\text{ON} \stackrel{\text{def}}{=} \{x \mid \text{ord}(x)\}$$

とおく. ON の要素を順序数 (**ordinal number**) と呼ぶ.

空虚な真の一例であるが, 例えば 0 は順序数の性質を満たす. ここに一つの順序数が得られたが, いま仮に α を順序数とすれば

$$\alpha \cup \{\alpha\}$$

もまた順序数となることが直ちに判明する. 数字の定め方から

$$1 = 0 \cup \{0\},$$

$$2 = 1 \cup \{1\},$$

$$3 = 2 \cup \{2\},$$

$$\vdots$$

が成り立つから, 数字は全て順序数である.

いま関係を

$$\leq \stackrel{\text{def}}{=} \{x \mid \exists \alpha, \beta (x = (\alpha, \beta) \wedge \alpha \subset \beta)\}$$

と定める. そして

$$x \leq y \stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} (x, y) \in \leq,$$

$$x < y \stackrel{\text{def}}{\longleftrightarrow} x \leq y \wedge x \neq y$$

と書く (中置記法).

以下順序数の性質を列挙するが, 長いので主張だけ先に述べておく.

- ON は推移的類である.
- ON 上で \in と $<$ は同義になる.
- \leq は ON において整列順序となる.
- ON は集合ではない.

定理 4.9.8 (推移的で \in が全順序となる類は ON に含まれる). a を類とするとき

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \text{ord}(a) \rightarrow a \subset \text{ON}.$$

略証. いま

$$\chi \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in a \rightarrow x \in \text{ON})$$

とおく.

step1 まず

$$\chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \forall s, t \in \chi (s \in t \vee s = t \vee t \in s)$$

を示す. a の推移性より

$$\chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \chi \subset a$$

が成り立つから,

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s \rightarrow (s \in \chi \rightarrow \forall t (t \in \chi \rightarrow (s \in t \vee s = t \vee t \in s))),$$

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon t \rightarrow (t \in \chi \rightarrow (\sigma \in t \vee \sigma = t \vee t \in \sigma))$$

とおけば,

$$\tau \in \chi, \sigma \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \sigma \in a, \quad (4.154)$$

$$\tau \in \chi, \sigma \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \tau \in a \quad (4.155)$$

となる. 他方で $\text{ord}(a)$ の定義式より

$$\text{ord}(a) \vdash \forall s (s \in a \rightarrow \forall t (t \in a \rightarrow (\sigma \in t \vee \sigma = t \vee t \in \sigma))) \quad (4.156)$$

が成り立つので, 全称記号の論理的公理および (4.154) と (4.155) との三段論法により

$$\tau \in \chi, \sigma \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \sigma \in \tau \vee \sigma = \tau \vee \tau \in \sigma$$

が従う. 演繹定理より

$$\sigma \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \tau \in \chi \rightarrow (\sigma \in \tau \vee \sigma = \tau \vee \tau \in \sigma)$$

が成り立つので, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\sigma \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \forall t (t \in \chi \rightarrow (\sigma \in t \vee \sigma = t \vee t \in \sigma))$$

となり, 再び演繹定理と全称の導出によって

$$\chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \forall s (s \in \chi \rightarrow \forall t (t \in \chi \rightarrow (s \in t \vee s = t \vee t \in s)))$$

が得られる.

step2 次に

$$\chi \in a, \text{ord}(a), \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{PAI}, \mathbf{UNI}, \mathbf{REG} \vdash \text{tran}(\chi)$$

を示す。いま

$$\begin{aligned}\eta &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \rightarrow (y \in \chi \rightarrow y \subset \chi), \\ \zeta &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z \rightarrow (z \in \eta \rightarrow z \in \chi)\end{aligned}$$

とおく。

step2-1 この段では

$$\zeta \in \eta, \eta \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \zeta \in \chi \vee \zeta = \chi \vee \chi \in \zeta$$

を示す。 a の推移性より

$$\chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \chi \subset a$$

が成り立つので、

$$\eta \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \eta \in a$$

が成り立ち、再び a の推移性より

$$\eta \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \eta \subset a$$

となる。従って

$$\zeta \in \eta, \eta \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \zeta \in a$$

も成り立ち、(4.156) と全称記号の論理的公理より

$$\zeta \in \eta, \eta \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \zeta \in \chi \vee \zeta = \chi \vee \chi \in \zeta \quad (4.157)$$

が得られる。

step2-2 この段では

$$\zeta \in \eta, \eta \in \chi, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{PAI}, \mathbf{REG} \vdash \zeta \neq \chi$$

を示す。定理 4.9.3 (所属関係で堂々巡りしない) より

$$\mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{PAI}, \mathbf{REG} \vdash \zeta \in \eta \rightarrow \eta \notin \zeta$$

が成り立つので、演繹定理の逆より

$$\zeta \in \eta, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{PAI}, \mathbf{REG} \vdash \eta \notin \zeta$$

となる。他方で

$$\mathbf{EQ} \vdash \eta \notin \zeta \rightarrow \zeta \neq \chi \vee \eta \notin \chi$$

が成り立つので ($\zeta = \chi \wedge \eta \in \chi \rightarrow \eta \in \zeta$ の対偶を取って De Morgan の法則)

$$\zeta \in \eta, \mathbf{EXT}, \mathbf{EQ}, \mathbf{COM}, \mathbf{PAI}, \mathbf{REG} \vdash \zeta \neq \chi \vee \eta \notin \chi$$

が従い、論理的定理 3.2.22 (含意の論理和は否定で書ける) より

$$\zeta \in \eta, \text{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \eta \in \chi \rightarrow \zeta \neq \chi$$

となる。そして演繹定理の逆より

$$\zeta \in \eta, \eta \in \chi, \text{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash \zeta \neq \chi \quad (4.158)$$

が得られる。

step2-3 この段では

$$\zeta \in \eta, \eta \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a), \text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \zeta \in \chi$$

を示す。定理 4.9.5 (所属関係で堂々巡りしない) より

$$\text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \zeta \in \eta \wedge \eta \in \chi \rightarrow \chi \notin \zeta$$

が成り立つので、

$$\zeta \in \eta, \eta \in \chi, \text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \chi \notin \zeta$$

が従う。ここで (4.158) と論理積の導入より

$$\zeta \in \eta, \eta \in \chi, \text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \zeta \neq \chi \wedge \chi \notin \zeta$$

となり、De Morgan の法則 (論理的定理 3.2.10) より

$$\zeta \in \eta, \eta \in \chi, \text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \neg(\zeta = \chi \vee \chi \in \zeta) \quad (4.159)$$

が成り立つ。ところで (4.157) と論理和の結合律 (論理的定理 4.9.4) より

$$\zeta \in \eta, \eta \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a) \vdash \zeta \in \chi \vee (\zeta = \chi \vee \chi \in \zeta)$$

が成り立つので、(4.159) と選言三段論法 (論理的定理 4.8.3) より

$$\zeta \in \eta, \eta \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a), \text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \zeta \in \chi \quad (4.160)$$

が出る。

(4.160) と演繹定理より

$$\eta \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a), \text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \zeta \in \eta \rightarrow \zeta \in \chi$$

が成り立つので、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\eta \in \chi, \chi \in a, \text{ord}(a), \text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \eta \subset \chi$$

が得られ、再び演繹定理と全称の導出により

$$\chi \in a, \text{ord}(a), \text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \forall y (y \in \chi \rightarrow y \subset \chi)$$

が得られる。すなわち

$$\chi \in a, \text{ord}(a), \text{EXT, EQ, COM, PAI, UNI, REG} \vdash \text{tran}(\chi)$$

が成立する。

step3 step1 と step2 の結果を併せれば

$$\chi \in a, \text{ord}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI}, \text{UNI}, \text{REG} \vdash \text{ord}(\chi)$$

が成り立つので、演繹定理より

$$\text{ord}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI}, \text{UNI}, \text{REG} \vdash \chi \in a \rightarrow \chi \in \text{ON}$$

となり、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{ord}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI}, \text{UNI}, \text{REG} \vdash a \subset \text{ON}$$

が出る。 ■

定理 4.9.9 (ON は推移的).

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI}, \text{UNI}, \text{REG} \vdash \text{tran}(\text{ON}).$$

証明. いま

$$\chi \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in \text{ON} \rightarrow x \subset \text{ON})$$

とおけば、定理 4.9.8 より

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI}, \text{UNI}, \text{REG} \vdash \chi \in \text{ON} \rightarrow \chi \subset \text{ON}$$

が成り立つので、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI}, \text{UNI}, \text{REG} \vdash \forall x (x \in \text{ON} \rightarrow x \subset \text{ON})$$

が従う。 ■

定義 4.9.10 (類の差). x と y を \mathcal{L} の項とすると、

$$x \setminus y \stackrel{\text{def}}{=} \{z \mid z \in x \wedge z \notin y\}$$

と定める. x と y が類であれば $x \setminus y$ を差類 (**class difference**) と呼び、 x と y が集合であれば $x \setminus y$ を差集合 (**set difference**) と呼ぶ.

a と b を類とすると、任意の主要 ε 項 τ に対して

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE} \vdash \tau \in b \setminus a \leftrightarrow \tau \in b \wedge \tau \notin a$$

が成り立つので (注意 4.2.18),

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE} \vdash b \setminus a \subset b$$

は常に満たされる.

定理 4.9.11 (差集合は集合). a と b を主要 ε 項とするとき

$$\text{EXT, EQ, COM, REP} \vdash \text{set}(b \setminus a).$$

略証. 分出定理 (定理 4.4.4) より

$$\text{EXT, EQ, REP} \vdash \exists s \forall x (x \in s \leftrightarrow x \in b \wedge (x \in b \wedge x \notin a))$$

が成り立つ. ここで

$$\begin{aligned} \sigma &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s \forall x (x \in s \leftrightarrow x \in b \wedge (x \in b \wedge x \notin a)), \\ \tau &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (x \in \sigma \leftrightarrow x \in b \setminus a) \end{aligned}$$

とおけば,

$$\text{EXT, EQ, REP} \vdash \tau \in \sigma \leftrightarrow \tau \in b \wedge (\tau \in b \wedge \tau \notin a)$$

が成り立つ. ところで

$$\vdash \tau \in b \wedge (\tau \in b \wedge \tau \notin a) \leftrightarrow \tau \in b \wedge \tau \notin a$$

であるから, 同値関係の推移律 (論理的定理 4.1.14) より

$$\text{EXT, EQ, REP} \vdash \tau \in \sigma \leftrightarrow \tau \in b \wedge \tau \notin a$$

が従う. また

$$\text{COM} \vdash \tau \in b \wedge \tau \notin a \leftrightarrow \tau \in b \setminus a$$

も成り立つので, 再び同値関係の推移律によって

$$\text{EXT, EQ, COM, REP} \vdash \tau \in \sigma \leftrightarrow \tau \in b \setminus a$$

となり, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{EXT, EQ, COM, REP} \vdash \forall x (x \in \sigma \leftrightarrow x \in b \setminus a)$$

が従い, 外延性公理と相等性公理 (等号の対称性) より

$$\text{EXT, EQ, COM, REP} \vdash b \setminus a = \sigma$$

が出る. 従って存在記号の論理的公理より

$$\text{EXT, EQ, COM, REP} \vdash \exists s (b \setminus a = s)$$

が得られる. ■

定理 4.9.12 (ON において \in と $<$ は同義).

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \vdash \forall \alpha, \beta \in \text{ON} (\alpha \in \beta \leftrightarrow \alpha < \beta).$$

証明. いま

$$\begin{aligned} a &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon \alpha \rightarrow (\alpha \in \text{ON} \rightarrow \forall \beta (\beta \in \text{ON} \rightarrow (\alpha \in \beta \leftrightarrow \alpha < \beta))), \\ b &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon \beta \rightarrow (\beta \in \text{ON} \rightarrow (a \in \beta \leftrightarrow a < \beta)) \end{aligned}$$

とおく.

step1 まず

$$\text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE}, \text{PAI}, \text{REG} \vdash a \in b \rightarrow a < b$$

を示す. 定理 4.1.3 (主要 ε 項は集合) と定理 4.8.2 (集合の順序対は集合) より

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI} \vdash \text{set}((a, b))$$

が成り立つので,

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x ((a, b) = x)$$

とおけば

$$\text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI} \vdash (a, b) = \tau \quad (4.161)$$

となる. ところで順序数の推移性より

$$a \in b, \text{ord}(b) \vdash a \subset b$$

が成り立つから,

$$a \in b, \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI} \vdash \tau = (a, b) \wedge a \subset b$$

となり, 存在記号の論理的公理より

$$a \in b, \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI} \vdash \exists \alpha \exists \beta (\tau = (\alpha, \beta) \wedge \alpha \subset \beta)$$

が従う. よって注意 4.2.18 より

$$a \in b, \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE}, \text{PAI} \vdash \tau \in \leq$$

となり, (4.161) と相等性公理より

$$a \in b, \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE}, \text{PAI} \vdash a \leq b \quad (4.162)$$

が従う. 他方で

$$a \in b, \text{EQ} \vdash a \notin a \rightarrow a \neq b$$

が成り立つので, 定理 4.9.2 (自分自身は要素ではない) と併せて

$$a \in b, \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{PAI}, \text{REG} \vdash a \neq b \quad (4.163)$$

が従う. (4.162) と (4.163) と論理積の導入より

$$a \in b, \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE}, \text{PAI}, \text{REG} \vdash a \leq b \wedge a \neq b$$

となるので,

$$a \in b, \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{ELE}, \text{PAI}, \text{REG} \vdash a < b \quad (4.164)$$

が得られる.

step2 外延性公理と対偶律 1 (論理的定理 3.2.3) より

$$a \neq b, \mathbf{EXT} \vdash \rightarrow \forall x (x \in a \leftrightarrow x \in b)$$

となり, 量化子の論理的公理より

$$a \neq b, \mathbf{EXT} \vdash \exists x \rightarrow (x \in a \leftrightarrow x \in b)$$

が成り立つので,

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in a \leftrightarrow x \in b)$$

とおけば, 存在記号の論理的公理より

$$a \neq b, \mathbf{EXT} \vdash \rightarrow (\tau \in a \leftrightarrow \tau \in b)$$

が成り立ち, De Morgan の法則 (論理的定理 3.2.27) より

$$a \neq b, \mathbf{EXT} \vdash \rightarrow (\tau \in a \rightarrow \tau \in b) \vee \rightarrow (\tau \in b \rightarrow \tau \in a)$$

が従う. よって論理的定理 3.2.22 (否定の論理和は含意で書ける) より

$$a \neq b, \mathbf{EXT} \vdash (\tau \in a \rightarrow \tau \in b) \rightarrow \rightarrow (\tau \in b \rightarrow \tau \in a) \quad (4.165)$$

が成り立つ. 他方で

$$a < b \vdash a \neq b$$

であるから, (4.165) より

$$a < b, \mathbf{EXT} \vdash (\tau \in a \rightarrow \tau \in b) \rightarrow \rightarrow (\tau \in b \rightarrow \tau \in a) \quad (4.166)$$

が成り立ち, また

$$a < b \vdash \tau \in a \rightarrow \tau \in b$$

も成り立つので, (4.166) との三段論法より

$$a < b, \mathbf{EXT} \vdash \rightarrow (\tau \in b \rightarrow \tau \in a) \quad (4.167)$$

となる. ところで論理的定理 3.2.22 (否定の論理和は含意で書ける) と対偶律 1 (論理的定理 3.2.3) より

$$\vdash \rightarrow (\tau \in b \rightarrow \tau \in a) \rightarrow \rightarrow (\tau \notin b \vee \tau \in a)$$

が成り立つので, (4.167) との三段論法より

$$a < b, \mathbf{EXT} \vdash \rightarrow (\tau \notin b \vee \tau \in a)$$

が従い, De Morgan の法則 (論理的定理 3.2.15) と二重否定の除去より

$$a < b, \mathbf{EXT} \vdash \tau \in b \wedge \tau \notin a$$

が従う. そして

$$a < b, \mathbf{EXT}, \mathbf{COM} \vdash \tau \in b \setminus a \quad (4.168)$$

が得られる.

step3 定理 4.9.11 より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, REP} \vdash \text{set}(b \setminus a)$$

が成り立つので,

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s(b \setminus a = s)$$

とおけば

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, REP} \vdash b \setminus a = \sigma \quad (4.169)$$

となる. (4.168) と併せて

$$a < b, \mathbf{EXT, EQ, COM, REP} \vdash \tau \in \sigma$$

となり, 存在記号の論理的公理より

$$a < b, \mathbf{EXT, EQ, COM, REP} \vdash \exists x (x \in \sigma)$$

となるが, 正則性公理より

$$\mathbf{REG} \vdash \exists x (x \in \sigma) \rightarrow \exists y (y \in \sigma \wedge \forall z (z \in \sigma \rightarrow z \notin y))$$

が成り立つので

$$a < b, \mathbf{EXT, EQ, COM, REP, REG} \vdash \exists y (y \in \sigma \wedge \forall z (z \in \sigma \rightarrow z \notin y))$$

が従う. ここで

$$\eta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y (y \in \sigma \wedge \forall z (z \in \sigma \rightarrow z \notin y))$$

とおけば

$$a < b, \mathbf{EXT, EQ, COM, REP, REG} \vdash \eta \in \sigma, \quad (4.170)$$

$$a < b, \mathbf{EXT, EQ, COM, REP, REG} \vdash \forall z (z \in \sigma \rightarrow z \notin \eta) \quad (4.171)$$

が成り立つ. 正則性公理の式の意味を考えれば, ここで取られた η は「 $b \setminus a$ の要素であり, $b \setminus a$ とは交わらない」という性質を持っている. a と b が順序数であれば η は a に等しくなることが示されるが, それは次段以降で解説する.

step4 この段では

$$a < b, \text{ord}(a), \text{ord}(b), \mathbf{EXT, EQ, COM, REP, REG} \vdash a \subset \eta$$

を示す. いま

$$\chi \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in a \rightarrow x \in \eta)$$

とおく. (4.169) と (4.170) より

$$a < b, \mathbf{EXT, EQ, COM, REP, REG} \vdash \eta \in b, \quad (4.172)$$

$$a < b, \mathbf{EXT, EQ, COM, REP, REG} \vdash \eta \notin a \quad (4.173)$$

となり，他方で

$$\chi \in a, a < b \vdash \chi \in b$$

となるから， $\text{ord}(b)$ を公理に追加すれば

$$\chi \in a, a < b, \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash \chi \in \eta \vee \chi = \eta \vee \eta \in \chi \quad (4.174)$$

が成り立つ．ところで

$$\text{EQ} \vdash \chi = \eta \wedge \chi \in a \rightarrow \eta \in a$$

が成り立つので，対偶律 1 (論理的定理 3.2.3) より

$$\text{EQ} \vdash \eta \notin a \rightarrow \chi \neq \eta \vee \chi \notin a$$

となる．また順序数の推移性より

$$\text{ord}(a) \vdash \eta \in \chi \wedge \chi \in a \rightarrow \eta \in a$$

が成り立つので，対偶律 1 (論理的定理 3.2.3) より

$$\text{ord}(a) \vdash \eta \notin a \rightarrow \eta \notin \chi \vee \chi \notin a$$

となる．よって，(4.173) と併せて

$$\begin{aligned} a < b, \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} &\vdash \chi \neq \eta \vee \chi \notin a, \\ a < b, \text{ord}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} &\vdash \eta \notin \chi \vee \chi \notin a \end{aligned}$$

が成り立ち，論理的定理 3.2.22 (否定の論理和は含意で書ける) より

$$\begin{aligned} a < b, \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} &\vdash \chi \in a \rightarrow \chi \neq \eta, \\ a < b, \text{ord}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} &\vdash \chi \in a \rightarrow \eta \notin \chi \end{aligned}$$

が成り立ち，演繹定理の逆により

$$\begin{aligned} \chi \in a, a < b, \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} &\vdash \chi \neq \eta, \\ \chi \in a, a < b, \text{ord}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} &\vdash \eta \notin \chi \end{aligned}$$

となり，論理積の導入と De Morgan の法則 (論理的定理 3.2.10) より

$$\chi \in a, a < b, \text{ord}(a), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash \neg(\chi = \eta \vee \eta \in \chi)$$

が従う．これと (4.174) と選言三段論法 (論理的定理 4.8.3) より

$$\chi \in a, a < b, \text{ord}(a), \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash \chi \in \eta$$

が成立するので，演繹定理より

$$a < b, \text{ord}(a), \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash \chi \in a \rightarrow \chi \in \eta$$

となり，全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$a < b, \text{ord}(a), \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash a \subset \eta \quad (4.175)$$

が出る．

step5 この段では

$$a < b, \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash \eta \subset a$$

を示す。いま

$$\chi \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in \eta \rightarrow x \in a)$$

とおく。(4.172) と順序数の推移性より

$$\chi \in \eta, a < b, \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash \chi \in b \quad (4.176)$$

となる。他方で (4.171) と対偶律 2 (論理的定理 3.2.5) より

$$a < b, \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash \chi \in \eta \rightarrow \chi \notin \sigma$$

となり、演繹定理の逆より

$$\chi \in \eta, a < b, \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash \chi \notin \sigma$$

となるが、(4.169) より

$$\chi \in \eta, a < b, \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash \chi \notin b \setminus a \quad (4.177)$$

が従う。ところで

$$\text{COM} \vdash \chi \in b \setminus a \leftrightarrow \chi \in b \wedge \chi \notin a$$

が成り立つので、対偶を取って

$$\text{COM} \vdash \chi \notin b \setminus a \leftrightarrow \chi \notin b \vee \chi \in a$$

となるから、(4.177) より

$$\chi \in \eta, a < b, \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash \chi \notin b \vee \chi \in a$$

が従い、論理的定理 3.2.22 (否定の論理和は含意で書ける) より

$$\chi \in \eta, a < b, \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash \chi \in b \rightarrow \chi \in a$$

が成り立つ。これと (4.176) との三段論法より

$$\chi \in \eta, a < b, \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash \chi \in a$$

が成り立ち、演繹定理と全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$a < b, \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash \eta \subset a \quad (4.178)$$

が出る。

step6 (4.175) と (4.178) および定理 4.4.14 (互いに相手を包含する類同士は等しい) より

$$a < b, \text{ord}(a), \text{ord}(b), \text{EXT}, \text{EQ}, \text{COM}, \text{REP}, \text{REG} \vdash \eta = a$$

が成り立ち, (4.172) と相等性公理より

$$a < b, \text{ord}(a), \text{ord}(b), \text{EXT, EQ, COM, REP, REG} \vdash a \in b \quad (4.179)$$

が従う. (4.164) と (4.179) と演繹定理および論理積の導入より

$$\text{ord}(a), \text{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \vdash \text{ord}(b) \rightarrow (a \in b \leftrightarrow a < b)$$

が成り立つが, ここで全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\begin{aligned} &\text{ord}(a), \text{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \\ &\vdash \forall \beta (\beta \in \text{ON} \rightarrow (a \in \beta \leftrightarrow a < \beta)) \end{aligned}$$

が従い, 同様にして

$$\begin{aligned} &\text{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \\ &\vdash \forall \alpha (\alpha \in \text{ON} \rightarrow \forall \beta (\beta \in \text{ON} \rightarrow (\alpha \in \beta \leftrightarrow \alpha < \beta))) \end{aligned}$$

が得られる. ■

定理 4.9.13 (\leq は ON の全順序).

$$\text{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \vdash \forall \alpha, \beta \in \text{ON} (\alpha \in \beta \vee \alpha = \beta \vee \beta \in \alpha).$$

略証. いま

$$\begin{aligned} a &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon \alpha \rightarrow (\alpha \in \text{ON} \rightarrow \forall \beta (\beta \in \text{ON} \rightarrow (\alpha \in \beta \vee \alpha = \beta \vee \beta \in \alpha))), \\ b &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon \beta \rightarrow (\beta \in \text{ON} \rightarrow (a \in \beta \vee a = \beta \vee \beta \in a)) \end{aligned}$$

とおく.

step1 この段では

$$\text{ord}(a), \text{ord}(b) \vdash \text{ord}(a \cap b) \quad (4.180)$$

を示す. 実際,

$$\begin{aligned} \chi &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in a \cap b \rightarrow \forall y (y \in a \cap b \rightarrow (x \in y \vee x = y \vee y \in x))), \\ \eta &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \rightarrow (y \in a \cap b \rightarrow (\chi \in y \vee \chi = y \vee y \in \chi)) \end{aligned}$$

とおけば,

$$\chi \in a \cap b \vdash \chi \in a$$

および

$$\eta \in a \cap b \vdash \eta \in a$$

および

$$\text{ord}(a) \vdash \chi \in a \rightarrow (\eta \in a \rightarrow (\chi \in \eta \vee \chi = \eta \vee \eta \in \chi))$$

より

$$\eta \in a \cap b, \chi \in a \cap b, \text{ord}(a) \vdash \chi \in \eta \vee \chi = \eta \vee \eta \in \chi$$

が成り立つので、演繹定理と全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{ord}(a) \vdash \forall x, y \in a \cap b (x \in y \vee x = y \vee y \in x)$$

が得られる。今度は

$$\chi \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in a \cap b \rightarrow x \subset a \cap b)$$

とおき直せば、順序数の推移性より

$$\begin{aligned} \chi \in a \cap b, \text{ord}(a) \vdash \chi \subset a, \\ \chi \in a \cap b, \text{ord}(b) \vdash \chi \subset b \end{aligned}$$

が成り立つので

$$\chi \in a \cap b, \text{ord}(a), \text{ord}(b) \vdash \chi \subset a \cap b$$

となり、演繹定理と全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\text{ord}(a), \text{ord}(b) \vdash \forall x (x \in a \cap b \rightarrow x \subset a \cap b)$$

も得られる。

step2 定理 4.9.2 (自分自身は要素に持たない) より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, PAI, REG} \vdash a \cap b \notin a \cap b$$

が成り立ち、他方で

$$\mathbf{EQ, COM, ELE} \vdash a \cap b \notin a \cap b \rightarrow a \cap b \notin a \vee a \cap b \notin b$$

も成り立つので、三段論法より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, PAI, REG} \vdash a \cap b \notin a \vee a \cap b \notin b \quad (4.181)$$

が従う。ところで

$$\mathbf{COM} \vdash a \cap b \subset a$$

と定理 4.9.12 および (4.180) より

$$\text{ord}(a), \text{ord}(b), \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \vdash a \cap b \in a \vee a \cap b = a$$

が成り立つので、選言三段論法 (論理的定理 4.8.3) より

$$\text{ord}(a), \text{ord}(b), \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \vdash a \cap b \notin a \rightarrow a \cap b = a$$

が成り立つ。演繹定理の逆より

$$a \cap b \notin a, \text{ord}(a), \text{ord}(b), \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \vdash a \cap b = a$$

となるが、ここで

$$a \cap b = a, \mathbf{COM} \vdash a \subset b$$

が成り立つので

$$a \cap b \notin a, \text{ord}(a), \text{ord}(b), \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \vdash a \subset b$$

が従い、定理 4.9.12 より

$$a \cap b \notin a, \text{ord}(a), \text{ord}(b), \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \vdash a \in b \vee a = b$$

が成り立つ。論理和の導入より

$$\begin{aligned} & a \cap b \notin a, \text{ord}(a), \text{ord}(b), \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \\ & \vdash a \in b \vee a = b \vee b \in a \end{aligned}$$

となり、演繹定理より

$$\begin{aligned} & \text{ord}(a), \text{ord}(b), \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \\ & \vdash a \cap b \notin a \rightarrow a \in b \vee a = b \vee b \in a \end{aligned}$$

が従う。同様にして

$$\begin{aligned} & \text{ord}(a), \text{ord}(b), \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \\ & \vdash a \cap b \notin b \rightarrow a \in b \vee a = b \vee b \in a \end{aligned}$$

も成り立つので、論理和の除去より

$$\begin{aligned} & \text{ord}(a), \text{ord}(b), \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \\ & \vdash a \cap b \notin a \vee a \cap b \notin b \rightarrow a \in b \vee a = b \vee b \in a \end{aligned}$$

が成り立ち、(4.181) との三段論法より

$$\text{ord}(a), \text{ord}(b), \mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \vdash \rightarrow a \in b \vee a = b \vee b \in a$$

が従う。あとは演繹定理と全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, REG} \vdash \forall \alpha, \beta \in \text{ON} (\alpha \in \beta \vee \alpha = \beta \vee \beta \in \alpha)$$

が出る。 ■

定理 4.9.14 (Burali-Forti). 順序数の全体は集合ではない。

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, UNI, REG} \vdash \rightarrow_{\text{set}} (\text{ON}).$$

証明. 定理 4.1.8 より

$$\mathbf{EQ, COM} \vdash \text{ord}(\text{ON}) \rightarrow (\text{set}(\text{ON}) \rightarrow \text{ON} \in \text{ON}) \quad (4.182)$$

が成り立つ. 定理 4.9.9 と定理 4.9.13 より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, UNI, REG} \vdash \text{ord}(\text{ON})$$

が成り立つから, (4.182) との三段論法より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, UNI, REG} \vdash \text{set}(\text{ON}) \rightarrow \text{ON} \in \text{ON}$$

となり, 対偶律 1 (論理的定理 3.2.3) より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, UNI, REG} \vdash \text{ON} \notin \text{ON} \rightarrow \neg \text{set}(\text{ON}) \quad (4.183)$$

が従う. 他方で定理 4.9.2 (自分自身は要素に持たない) より

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, PAI, REG} \vdash \text{ON} \notin \text{ON}$$

も成り立つので, (4.183) との三段論法から

$$\mathbf{EXT, EQ, COM, ELE, REP, PAI, UNI, REG} \vdash \neg \text{set}(\text{ON})$$

が得られる. ■

第 5 章

保存拡大

第 3 章では明記しなかったが、

$$\mathcal{S} \vdash \varphi$$

ということは次の条件を満たす \mathcal{L} の文の列 $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$ ⁴ が取れるということである。

- 各 φ_i は次のいずれかを満たす：
 - φ_i は論理的公理である。
 - φ_i は \mathcal{S} の公理である。
 - φ_i は、これより前の文 φ_j と φ_k の三段論法で得られる。つまりこの φ_j と φ_k は、 φ_j が $\varphi_k \rightarrow \varphi_i$ なる文であるか、 φ_k が $\varphi_j \rightarrow \varphi_i$ なる文である。
- φ_n は φ である。

以下ではこの $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$ のような列を \mathcal{S} から φ への証明 (proof) と呼ぶ。第 3 章で規定した証明とは若干違うが、異なる証明体系を比較するには証明は列であると考えの方が都合が良い。ただし集合の章で実演した通り、実際の証明でこのような列を構成することは殆どなく、第 3 章で規定した証明プロセスの方が現実的であろう。

この章の主題は本論文の集合論が **ZF** 集合論の妥当な拡張であるかどうかである。当然、**ZF** 集合論の定理とは何か、つまり証明がどのように行われるかが判っていなければならないが、ここでは古典論理 (classical logic) と呼ばれる (Hilbert 流) 証明体系 (proof system) を採用する。証明体系とは論理的公理と推論規則を合わせたものであり、第 3 章で出した論理的公理と三段論法も一つの証明体系をなしている。以下では古典論理の証明体系を **HK** と書き、第 3 章の証明体系は **HE** と書く。肝心の妥当性は、**ZF** 集合論の任意の命題 (つまり \mathcal{L}_E の任意の文) ψ に対して「 Σ から ψ への **HE** の証明で \mathcal{L} の文の列であるものが取れる」とことと「 Γ から ψ への **HK** の証明で \mathcal{L}_E の式の列であるものが取れる」ことが同値であるということを示せば正となる。この Γ とは Σ の公理を \mathcal{L}_E の文に直した公理系である (参照 P. 202)。しかしいきなりこれを示すのは難しいので、次の段階をふんで明らかにしていく。

step1 「 Σ から ψ への **HE** の証明で \mathcal{L}_E の文の列であるものが取れる」ならば「 Γ から ψ への **HK** の証明で \mathcal{L}_E の式の列であるものが取れる」ことを示す (第 5.2 節)。

⁴ ここで添え字に数字が使われているが、これらは集合論の中で定義される数字ではなく生活の中にありふれた数字である。足し算や大小の比較や帰納的推論は日常的な感覚で行えるものとする。また「列」という用語も集合論の写像ではなく日常的な「列」を意味する。

step2 「 Γ から ψ への **HK** の証明で \mathcal{L}_E の式の列であるものが取れる」ならば「 Σ から ψ への **HE** の証明で \mathcal{L}_E の文の列であるものが取れる」ことを示す (第 5.3 節).

step3 「 Σ から ψ への **HE** の証明で \mathcal{L} の文の列であるものが取れる」ならば「 Σ から ψ への **HE** の証明で \mathcal{L}_E の文の列であるものが取れる」ことを示す (第 5.4 節).

本題に入る前に一つ喚起しておく、注意 3.1.2 の確認がところどころで必要になる.

5.1 古典論理

この節で扱う項と式は \mathcal{L}_E のものか \mathcal{L}_E のものを想定している. 第 3 章では証明に使われる式は全て文であるとしたが, **HK** の証明では文に限らず一般の式も使用する(ただし 2.9 節の条件を満たす式に限る).

論理的公理 5.1.1 (HK の公理 (命題論理)). φ と ψ と χ を式とすると

(S) $(\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi)).$

(K) $\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi).$

(CTD1) $\varphi \rightarrow (\neg\varphi \rightarrow \perp).$

(CTD2) $\neg\varphi \rightarrow (\varphi \rightarrow \perp).$

(NI) $(\varphi \rightarrow \perp) \rightarrow \neg\varphi.$

(DI1) $\varphi \rightarrow \varphi \vee \psi.$

(DI2) $\psi \rightarrow \varphi \vee \psi.$

(DE) $(\varphi \rightarrow \chi) \rightarrow ((\psi \rightarrow \chi) \rightarrow (\varphi \vee \psi \rightarrow \chi)).$

(CI) $\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow (\varphi \wedge \psi)).$

(CE1) $\varphi \wedge \psi \rightarrow \varphi.$

(CE2) $\varphi \wedge \psi \rightarrow \psi.$

(DNE) $\neg\neg\varphi \rightarrow \varphi.$

論理的公理 5.1.2 (HK の公理 (量化)). φ と ψ を式とし, x と y を変項とし, t を項とする. また y は $\psi, \forall x\varphi, \exists x\varphi$ には自由に現れず, φ には x が自由に現れ, y と t は φ の中で x への代入について自由であるとする (量化公理の変項条件).

(UI) $\forall y(\psi \rightarrow \varphi(x/y)) \rightarrow (\psi \rightarrow \forall x\varphi).$

(UE) $\forall x\varphi \rightarrow \varphi(x/t).$

(EI) $\varphi(x/t) \rightarrow \exists x\varphi.$

(EE) $\forall y(\varphi(x/y) \rightarrow \psi) \rightarrow (\exists x\varphi \rightarrow \psi).$

HK の推論規則は「三段論法」と「汎化 (generalization)」の二つである. 式 φ が式 χ から汎化で得られるとは, 変項 a, x と x が自由に現れる式 ψ が取れて, a は ψ の中で x への代入について自由であり, χ は

$$\psi(x/a)$$

なる式, φ は

$$\forall x\psi$$

なる式であるということである。ただし a は $\forall x\psi$ に自由に現れず、また公理系 \mathcal{S} が与えられているならば a は \mathcal{S} のどの公理にも自由に現れない (固有変項条件)。 a をこの汎化の固有変項 (eigenvariable) と呼ぶ。

メタ定義 5.1.3 (HK における証明). \mathcal{S} を式からなる公理系とする。このとき式の列 $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$ が \mathcal{S} から φ_n への **HK** の証明であるとは、各 φ_i が次のいずれかであるということである：

- φ_i は **HK** の公理である。
- φ_i は \mathcal{S} の公理である。
- φ_i は、これより前の式 φ_j と φ_k の三段論法で得られる。
- φ_i は、これより前の式 φ_j から汎化で得られる。

本論文では複数の言語を同時に扱っているので、混乱を避けるために「 \mathcal{S} から式 φ への **HK** の証明で \mathcal{L}_E の式の列であるものが取れる」ことを

$$\mathcal{S} \vdash_{\text{HK}, \mathcal{L}_E} \varphi$$

と書き、「 \mathcal{S} から式 φ への **HK** の証明で \mathcal{L}_E の式の列であるものが取れる」ことを

$$\mathcal{S} \vdash_{\text{HK}, \mathcal{L}_E} \varphi$$

と書く。ただこれでは見た目が悪いので \vdash_{HK} とだけ書くこともある。この場合は \vdash_{HK} は $\vdash_{\text{HK}, \mathcal{L}_E}$ か $\vdash_{\text{HK}, \mathcal{L}_E}$ のどちらか一方を指しているのだが、一つの定理の中で \vdash_{HK} が指すのは一貫して片方だけである。

5.1.1 演繹定理

メタ定理 5.1.4 (HK の演繹定理). \mathcal{S} を公理系とし、 φ と ψ を式とするとき

- (1) $\mathcal{S} \vdash_{\text{HK}} \varphi \rightarrow \psi$ ならば $\varphi, \mathcal{S} \vdash_{\text{HK}} \psi$.
- (2) $\varphi, \mathcal{S} \vdash_{\text{HK}} \psi$ ならば $\mathcal{S} \vdash_{\text{HK}} \varphi \rightarrow \psi$.

メタ証明.

- (1) $\mathcal{S} \vdash_{\text{HK}} \varphi \rightarrow \psi$ であるとき、 \mathcal{S} から $\varphi \rightarrow \psi$ への **HK** の証明を $\varphi_1, \varphi_2 \dots, \varphi_n$ とすれば

$$\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n, \varphi, \psi$$

は φ, \mathcal{S} から ψ への **HK** の証明である。

- (2) $\varphi, \mathcal{S} \vdash_{\text{HK}} \psi$ であるとき、 φ, \mathcal{S} から ψ への **HK** の証明を $\varphi_1, \varphi_2 \dots, \varphi_n$ とし、以下の要領で φ_1 から順番に、式を削除して別の式で置き換えたり式を新しく追加したりしていく。

case1 φ_i が **HK** の公理または \mathcal{S} の公理であるとき、 φ_i と φ_{i+1} との間に

$$\begin{aligned} \varphi_i &\rightarrow (\varphi \rightarrow \varphi_i), \\ \varphi &\rightarrow \varphi_i \end{aligned}$$

を追加する。上の式は公理 (K) の形の式であり、 φ_i との三段論法で $\varphi \rightarrow \varphi_i$ が出るという図になる。

case2 φ_i が φ であるとき φ_i を証明列から削除し、その位置は

$$\begin{aligned} & (\varphi \rightarrow ((\varphi \rightarrow \varphi) \rightarrow \varphi)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow (\varphi \rightarrow \varphi)) \rightarrow (\varphi \rightarrow \varphi)), \\ & \varphi \rightarrow ((\varphi \rightarrow \varphi) \rightarrow \varphi), \\ & (\varphi \rightarrow (\varphi \rightarrow \varphi)) \rightarrow (\varphi \rightarrow \varphi), \\ & \varphi \rightarrow (\varphi \rightarrow \varphi), \\ & \varphi \rightarrow \varphi \end{aligned}$$

で置き換える。上の式は公理 (S)(K) の形の式の三段論法で $\varphi \rightarrow \varphi$ が出るという図になる。

case3 φ_i が前の式 φ_j と φ_k の三段論法で得られているとする。ここで φ_k は $\varphi_j \rightarrow \varphi_i$ なる形の式とする。このとき φ_i を証明列から削除し、その位置は

$$\begin{aligned} & (\varphi \rightarrow (\varphi_j \rightarrow \varphi_i)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \varphi_j) \rightarrow (\varphi \rightarrow \varphi_i)), \\ & (\varphi \rightarrow \varphi_j) \rightarrow (\varphi \rightarrow \varphi_i), \\ & \varphi \rightarrow \varphi_i \end{aligned}$$

で置き換える。上の式は、 $\varphi \rightarrow \varphi_j$ と $\varphi \rightarrow \varphi_k$ に至る式の列が得られていれば公理 (S)(K) の形の式との三段論法で $\varphi \rightarrow \varphi_i$ が出るという図になる。

case4 φ_i が前の式 φ_j から汎化で得られているとする。つまり変項 a, x と x が自由に現れる式 ψ が取れて、 φ_j は $\psi(x/a)$ 、 φ_i は $\forall x\psi$ である。ただし a は $\forall x\psi$ にも φ にも \mathcal{S} のどの公理にも自由に現れず、また ψ の中で x への代入について自由である。このとき φ_i を証明列から削除し、その位置は

$$\begin{aligned} & \forall a(\varphi \rightarrow \psi(x/a)), \\ & \forall a(\varphi \rightarrow \psi(x/a)) \rightarrow (\varphi \rightarrow \forall x\psi), \\ & \varphi \rightarrow \forall x\psi \end{aligned}$$

で置き換える。上の式は、 $\varphi \rightarrow \varphi_j$ に至る式の列が得られていれば汎化および公理 (UI) の形の式との三段論法で $\varphi \rightarrow \varphi_i$ が出るという図になる。

以上の追加と置換の操作を φ_1 から順に φ_n まで施していけば、最終的に得る式の列は $\varphi \rightarrow \psi$ への **HK** の証明になっている。 ■

5.1.2 最小論理

HK の公理から二重否定除去 (DNE) を抜いた体系を**最小論理 (minimal logic)**と呼ぶ。この体系では背理法が成り立たないので「 \sim と仮定すると矛盾するので…」といった論法は使えない。

定理 5.1.5 (対偶律 1). φ と ψ を式とするとき

$$\vdash_{\text{HK}} (\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\neg\psi \rightarrow \neg\varphi).$$

略証. φ と $\varphi \rightarrow \psi$ の三段論法から

$$\varphi, \neg\psi, \varphi \rightarrow \psi \vdash_{\text{HK}} \psi$$

が成り立ち,

$$\varphi, \neg\psi, \varphi \rightarrow \psi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg\psi$$

も成り立つので, 矛盾の規則 (DTC1) より

$$\varphi, \neg\psi, \varphi \rightarrow \psi \vdash_{\mathbf{HK}} \perp$$

が従う. 演繹定理より

$$\neg\psi, \varphi \rightarrow \psi \vdash_{\mathbf{HK}} \varphi \rightarrow \perp$$

となり, 否定の導入 (NI) より

$$\neg\psi, \varphi \rightarrow \psi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg\varphi$$

が従う. そして演繹定理より

$$\varphi \rightarrow \psi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg\psi \rightarrow \neg\varphi$$

が得られる. ■

定理 5.1.6 (弱 De Morgan の法則 1). φ を式とし, 変項 x が φ に自由に現れるとすると,

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \neg\exists x\varphi \rightarrow \forall x\neg\varphi.$$

略証. y を φ には現れない変項とすると, 存在記号の導入規則より

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \varphi(x/y) \rightarrow \exists x\varphi$$

が成り立ち, 対偶律 1 (定理 5.1.5) より

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \neg\exists x\varphi \rightarrow \neg\varphi(x/y)$$

となる. 汎化により

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \forall y (\neg\exists x\varphi \rightarrow \neg\varphi(x/y))$$

が成り立つので, 量化の公理 (UI) との三段論法より

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \neg\exists x\varphi \rightarrow \forall x\neg\varphi$$

が得られる. ■

定理 5.1.7 (強 De Morgan の法則 1). φ を式とし, 変項 x が φ に自由に現れるとすると,

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \exists x\neg\varphi \rightarrow \neg\forall x\varphi.$$

略証. y を φ に現れない変項とすれば, 量化の公理 (UE) より

$$\vdash_{\text{HK}} \forall x \varphi \rightarrow \varphi(x/y)$$

が成り立ち, 対偶律 1 (定理 5.1.5) より

$$\vdash_{\text{HK}} \neg \varphi(x/y) \rightarrow \neg \forall x \varphi$$

となる. 汎化によって

$$\vdash_{\text{HK}} \forall y (\neg \varphi(x/y) \rightarrow \neg \forall x \varphi)$$

が成り立ち, 量化の公理 (EE) より

$$\vdash_{\text{HK}} \exists x \neg \varphi \rightarrow \neg \forall x \varphi$$

が得られる. ■

定理 5.1.8 (二重否定の導入). φ を式とするとき

$$\vdash_{\text{HK}} \varphi \rightarrow \neg \neg \varphi.$$

略証. 矛盾の導入 (CTD1) より

$$\varphi \vdash_{\text{HK}} \neg \varphi \rightarrow \perp$$

が成り立ち, 否定の導入 (NI) より

$$\varphi \vdash_{\text{HK}} \neg \neg \varphi$$

が従う. ■

定理 5.1.9 (対偶律 2). φ と ψ を式とするとき

$$\vdash_{\text{HK}} (\varphi \rightarrow \neg \psi) \rightarrow (\psi \rightarrow \neg \varphi).$$

略証. 対偶律 1 (定理 5.1.5) より

$$\varphi \rightarrow \neg \psi \vdash_{\text{HK}} \neg \neg \psi \rightarrow \neg \varphi$$

が成り立ち, 他方で二重否定の導入 (定理 5.1.8) より

$$\psi \vdash_{\text{HK}} \neg \neg \psi$$

が成り立つので, 三段論法より

$$\psi, \varphi \rightarrow \neg \psi \vdash_{\text{HK}} \neg \varphi$$

が従い、演繹定理より

$$\varphi \rightarrow \neg\psi \vdash_{\text{HK}} \psi \rightarrow \neg\varphi$$

が得られる. ■

定理 5.1.10 (弱 De Morgan の法則 2). φ を式とし、変項 x が φ に自由に現れるとすると、

$$\vdash_{\text{HK}} \forall x \neg\varphi \rightarrow \neg\exists x\varphi.$$

略証. y を φ に現れない変項とすれば、量化の公理 (UE) より

$$\vdash_{\text{HK}} \forall x \neg\varphi \rightarrow \neg\varphi(x/y)$$

となるので、対偶律 2 (定理 5.1.9) より

$$\vdash_{\text{HK}} \varphi(x/y) \rightarrow \neg\forall x \neg\varphi$$

となる。汎化によって

$$\vdash_{\text{HK}} \forall y (\varphi(x/y) \rightarrow \neg\forall x \neg\varphi)$$

が成り立ち、量化の公理 (EE) によって

$$\vdash_{\text{HK}} \exists x \neg\varphi \rightarrow \neg\forall x \neg\varphi$$

が従い、再び対偶律 2 (定理 5.1.9) より

$$\vdash_{\text{HK}} \forall x \neg\varphi \rightarrow \neg\exists x\varphi$$

が得られる. ■

定理 5.1.11 (De Morgan の法則 1). φ と ψ を式とすると

$$\vdash_{\text{HK}} (\neg\varphi \vee \psi) \rightarrow \neg(\varphi \wedge \neg\psi).$$

略証. 論理積の除去 (CE1)(CE2) より

$$\begin{aligned} \varphi \wedge \neg\psi &\vdash_{\text{HK}} \neg\varphi, \\ \varphi \wedge \neg\psi &\vdash_{\text{HK}} \psi \end{aligned}$$

が成り立つので、矛盾の導入 (CTD1)(CTD2) より

$$\begin{aligned} \varphi \wedge \neg\psi &\vdash_{\text{HK}} \varphi \rightarrow \perp, \\ \varphi \wedge \neg\psi &\vdash_{\text{HK}} \neg\psi \rightarrow \perp \end{aligned}$$

となり，論理和の除去 (DE) より

$$\varphi \wedge \neg \psi \vdash_{\text{HK}} \varphi \vee \neg \psi \rightarrow \perp$$

が従い，否定の導入 (NI) より

$$\varphi \wedge \neg \psi \vdash_{\text{HK}} \neg(\varphi \vee \neg \psi)$$

が得られる.

定理 5.1.12 (論理和の対称律). φ と ψ を式とするととき，

$$\vdash_{\text{HK}} \varphi \vee \psi \rightarrow \psi \vee \varphi.$$

略証. 論理和の導入 (DI1)(DI2) より

$$\vdash_{\text{HK}} \varphi \rightarrow \psi \vee \varphi,$$

$$\vdash_{\text{HK}} \psi \rightarrow \psi \vee \varphi$$

が成り立つので，論理和の除去 (DE) より

$$\vdash_{\text{HK}} \varphi \vee \psi \rightarrow \psi \vee \varphi$$

が従う.

定理 5.1.13 (含意の論理和への遺伝性). φ と ψ と χ を式とするととき，

$$\vdash_{\text{HK}} (\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \wedge \chi \rightarrow \psi \wedge \chi).$$

略証. 三段論法より

$$\varphi, \varphi \rightarrow \psi \vdash_{\text{HK}} \psi$$

が成り立ち，論理和の導入 (DI1) より

$$\varphi, \varphi \rightarrow \psi \vdash_{\text{HK}} \psi \vee \chi$$

が従い，演繹定理より

$$\varphi \rightarrow \psi \vdash_{\text{HK}} \varphi \rightarrow \psi \vee \chi$$

が得られる．他方で論理和の導入 (DI2) より

$$\varphi \rightarrow \psi \vdash_{\text{HK}} \chi \rightarrow \psi \vee \chi$$

も成り立つので，論理和の除去 (DE) より

$$\varphi \rightarrow \psi \vdash_{\text{HK}} \varphi \vee \chi \rightarrow \psi \vee \chi$$

が得られる.

定理 5.1.14 (含意の論理積への遺伝性). φ と ψ と χ を式とするととき,

$$\vdash_{\text{HK}} (\psi \rightarrow \chi) \rightarrow (\varphi \wedge \psi \rightarrow \varphi \wedge \chi).$$

略証. 論理積の除去 (CE1)(CE2) 及び三段論法より

$$\begin{aligned} \psi \rightarrow \chi, \varphi \wedge \psi &\vdash_{\text{HK}} \varphi, \\ \psi \rightarrow \chi, \varphi \wedge \psi &\vdash_{\text{HK}} \psi, \end{aligned}$$

そして

$$\psi \rightarrow \chi, \varphi \wedge \psi \vdash_{\text{HK}} \chi$$

が成り立つので, 論理積の導入 (CI) より

$$\psi \rightarrow \chi, \varphi \wedge \psi \vdash_{\text{HK}} \varphi \wedge \chi$$

が従う. ■

定理 5.1.15 (論理積と全称の交換). φ と ψ を式とし, ψ には変項 x が自由に現れるとするととき,

$$\vdash_{\text{HK}} \forall x (\varphi \wedge \psi) \rightarrow \varphi \wedge \forall x \psi.$$

略証. 量化の公理 (UE) より

$$\forall x (\varphi \wedge \psi) \vdash_{\text{HK}} \varphi \wedge \psi$$

が成り立ち, 論理積の除去 (CE1)(CE2) より

$$\begin{aligned} \forall x (\varphi \wedge \psi) &\vdash_{\text{HK}} \varphi, \\ \forall x (\varphi \wedge \psi) &\vdash_{\text{HK}} \psi \end{aligned}$$

となる. 汎化によって

$$\forall x (\varphi \wedge \psi) \vdash_{\text{HK}} \forall x \psi$$

が成り立ち, 論理積の導入 (CI) によって

$$\forall x (\varphi \wedge \psi) \vdash_{\text{HK}} \varphi \wedge \forall x \psi$$

が得られる. ■

定理 5.1.16. φ と ψ に変項 x が自由に現れるとき,

$$\vdash_{\text{HK}} \forall x (\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\exists x \varphi \rightarrow \exists x \psi).$$

略証. 量化の公理 (UE) より

$$\forall x(\varphi \rightarrow \psi) \vdash_{\text{HK}} \varphi \rightarrow \psi$$

となるので, 演繹定理より

$$\varphi, \forall x(\varphi \rightarrow \psi) \vdash_{\text{HK}} \psi$$

が成り立つ. 量化の公理 (EI) より

$$\varphi, \forall x(\varphi \rightarrow \psi) \vdash_{\text{HK}} \exists x\psi$$

が成り立ち, 演繹定理より

$$\forall x(\varphi \rightarrow \psi) \vdash_{\text{HK}} \varphi \rightarrow \exists x\psi$$

が従う. 汎化によって

$$\forall x(\varphi \rightarrow \psi) \vdash_{\text{HK}} \forall x(\varphi \rightarrow \exists x\psi)$$

となり, 量化の公理 (EE) より

$$\forall x(\varphi \rightarrow \psi) \vdash_{\text{HK}} \exists x\varphi \rightarrow \exists x\psi$$

が従う. ■

5.1.3 二重否定の除去

定理 5.1.17 (対偶律 3). φ と ψ を式とするとき

$$\vdash_{\text{HK}} (\neg\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\neg\psi \rightarrow \varphi).$$

略証. 対偶律 1 (定理 5.1.5) より

$$\neg\varphi \rightarrow \psi \vdash_{\text{HK}} \neg\psi \rightarrow \neg\neg\varphi$$

が成り立つので, 演繹定理より

$$\neg\psi, \neg\varphi \rightarrow \psi \vdash_{\text{HK}} \neg\neg\varphi$$

となり, 二重否定の除去 (DNE) より

$$\neg\psi, \neg\varphi \rightarrow \psi \vdash_{\text{HK}} \varphi$$

が従う. そして演繹定理より

$$\neg\varphi \rightarrow \psi \vdash_{\text{HK}} \neg\psi \rightarrow \varphi$$

が得られる. ■

定理 5.1.18 (強 De Morgan の法則 2). φ を式とし, 変項 x が φ に自由に現れるとすると,

$$\vdash_{\text{HK}} \neg \forall x \varphi \rightarrow \exists x \neg \varphi.$$

略証. y を φ に現れない変項とすれば, 量化の公理 (EI) より

$$\vdash_{\text{HK}} \neg \varphi(x/y) \rightarrow \exists x \neg \varphi$$

となり, 対偶律 3 (定理 5.1.17) より

$$\vdash_{\text{HK}} \neg \exists x \varphi \rightarrow \varphi(x/y)$$

が成り立つ. 汎化によって

$$\vdash_{\text{HK}} \forall y (\neg \exists x \varphi \rightarrow \varphi(x/y))$$

となり, 量化の公理 (UI) より

$$\vdash_{\text{HK}} \neg \exists x \varphi \rightarrow \forall x \neg \varphi$$

が従い, 再び対偶律 3 (定理 5.1.17) より

$$\vdash_{\text{HK}} \neg \forall x \varphi \rightarrow \exists x \neg \varphi$$

が得られる. ■

定理 5.1.19 (対偶律 4). φ と ψ を式とすると

$$\vdash_{\text{HK}} (\neg \varphi \rightarrow \neg \psi) \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi).$$

略証. 対偶律 3 (定理 5.1.17) と演繹定理より

$$\neg \varphi \rightarrow \neg \psi \vdash_{\text{HK}} \neg \neg \psi \rightarrow \neg \neg \varphi$$

が成り立つ. 二重否定の導入 (定理 5.1.8) より

$$\psi \vdash_{\text{HK}} \neg \neg \psi$$

が成り立つので, 三段論法より

$$\psi, \neg \varphi \rightarrow \neg \psi \vdash_{\text{HK}} \neg \neg \varphi$$

が従い, 演繹定理より

$$\neg \varphi \rightarrow \neg \psi \vdash_{\text{HK}} \psi \rightarrow \varphi$$

が得られる. ■

定理 5.1.20 (背理法の原理). φ を式とするとき

$$\vdash_{\text{HK}} (\neg\varphi \rightarrow \perp) \rightarrow \varphi.$$

略証. 否定の導入 (NI) と演繹定理より

$$\neg\varphi \rightarrow \perp \vdash_{\text{HK}} \neg\neg\varphi$$

が成り立ち, 二重否定の除去 (DNE) より

$$\neg\varphi \rightarrow \perp \vdash_{\text{HK}} \varphi$$

が従う. ■

定理 5.1.21 (爆発律). φ を式とするとき

$$\vdash_{\text{HK}} \perp \rightarrow \varphi.$$

略証. 含意の導入 (K) と演繹定理より

$$\perp \vdash_{\text{HK}} \neg\varphi \rightarrow \perp$$

が成り立ち, 背理法の原理 (定理 5.1.20) より

$$\perp \vdash_{\text{HK}} \varphi$$

が従う. ■

定理 5.1.22 (否定の論理和は含意で表せる). φ と ψ を式とするとき

$$\vdash_{\text{HK}} (\neg\varphi \vee \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \psi).$$

略証. 矛盾の導入 (CTD1) と演繹定理より

$$\neg\varphi, \varphi \vdash_{\text{HK}} \perp$$

となり, 爆発律 (定理 5.1.21) より

$$\neg\varphi, \varphi \vdash_{\text{HK}} \psi$$

となり, 演繹定理より

$$\vdash_{\text{HK}} \neg\varphi \rightarrow (\varphi \rightarrow \psi)$$

が得られる．他方で含意の導入 (K) より

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \psi \rightarrow (\varphi \rightarrow \psi)$$

も成り立つので，論理和の除去 (DE) より

$$\vdash_{\mathbf{HK}} (\neg\varphi \vee \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \psi)$$

が従う．

定理 5.1.23 (驚嘆すべき帰結). φ を式とすると

$$\vdash_{\mathbf{HK}} (\neg\varphi \rightarrow \varphi) \rightarrow \varphi.$$

略証. 三段論法より

$$\neg\varphi, \neg\varphi \rightarrow \varphi \vdash_{\mathbf{HK}} \varphi$$

が成り立ち，矛盾の導入 (CTD1) より

$$\neg\varphi, \neg\varphi \rightarrow \varphi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg\varphi \rightarrow \perp$$

が成り立ち，三段論法より

$$\neg\varphi, \neg\varphi \rightarrow \varphi \vdash_{\mathbf{HK}} \perp$$

が従う．演繹定理より

$$\neg\varphi \rightarrow \varphi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg\varphi \rightarrow \perp$$

となり，背理法の原理 (定理 5.1.20) より

$$\neg\varphi \rightarrow \varphi \vdash_{\mathbf{HK}} \varphi$$

が従う．

定理 5.1.24 (排中律). φ を式とすると

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \varphi \vee \neg\varphi.$$

略証. 論理和の導入 (DI1) と演繹定理より

$$\varphi \vdash_{\mathbf{HK}} \varphi \vee \neg\varphi$$

が成り立ち，矛盾の導入 (CTD1) より

$$\varphi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg(\varphi \vee \neg\varphi) \rightarrow \perp$$

が成り立ち、演繹定理より

$$\varphi, \neg(\varphi \vee \neg\varphi) \vdash_{\text{HK}} \perp$$

となり、再び演繹定理より

$$\neg(\varphi \vee \neg\varphi) \vdash_{\text{HK}} \varphi \rightarrow \perp$$

となり、否定の導入 (NI) より

$$\neg(\varphi \vee \neg\varphi) \vdash_{\text{HK}} \neg\varphi$$

が成り立つ。論理和の導入 (DI2) より

$$\neg(\varphi \vee \neg\varphi) \vdash_{\text{HK}} \varphi \vee \neg\varphi$$

が従い、演繹定理より

$$\vdash_{\text{HK}} \neg(\varphi \vee \neg\varphi) \rightarrow \varphi \vee \neg\varphi$$

が成り立ち、驚嘆すべき帰結 (定理 5.1.23) との三段論法より

$$\vdash_{\text{HK}} \varphi \vee \neg\varphi$$

が得られる. ■

定理 5.1.25 (含意は否定と論理和で表せる). φ と ψ を式とするとき

$$\vdash_{\text{HK}} (\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\neg\varphi \vee \psi).$$

略証. 含意の論理和への遺伝性 (定理 5.1.13) と演繹定理より

$$\varphi \rightarrow \psi \vdash_{\text{HK}} \varphi \vee \neg\varphi \rightarrow \psi \vee \neg\varphi$$

が成り立ち、排中律 (定理 5.1.24) との三段論法より

$$\varphi \rightarrow \psi \vdash_{\text{HK}} \psi \vee \neg\varphi$$

が従い、論理和の対称律 (定理 5.1.12) より

$$\varphi \rightarrow \psi \vdash_{\text{HK}} \neg\varphi \vee \psi$$

が得られる. ■

定理 5.1.26 (De Morgan の法則 2). φ と ψ を式とするとき

$$\vdash_{\text{HK}} \neg(\varphi \wedge \neg\psi) \rightarrow (\neg\varphi \vee \psi).$$

略証. 論理積の導入 (CI2) より

$$\varphi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg\psi \rightarrow \varphi \wedge \neg\psi$$

が成り立つので, 対偶律 3 (定理 5.1.17) より

$$\varphi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg(\varphi \wedge \neg\psi) \rightarrow \psi$$

が成り立つ. 演繹定理より

$$\begin{aligned} \varphi, \neg(\varphi \wedge \neg\psi) &\vdash_{\mathbf{HK}} \psi, \\ \neg(\varphi \wedge \neg\psi) &\vdash_{\mathbf{HK}} \varphi \rightarrow \psi \end{aligned}$$

が従い, 右辺を否定と論理和に書き換えれば

$$\neg(\varphi \wedge \neg\psi) \vdash_{\mathbf{HK}} \neg\varphi \vee \psi$$

が得られる (定理 5.1.25). ■

5.1.4 保存拡大の補題

定理 5.1.27 (存在記号と論理和の交換). φ と ψ を式とし, x を変項とし, x が ψ に自由に現れているとすると,

$$\vdash_{\mathbf{HK}} (\varphi \vee \exists x\psi) \rightarrow \exists x(\varphi \vee \psi).$$

略証. \mathbf{HK} の公理 (DI1) より

$$\varphi \vdash_{\mathbf{HK}} \varphi \vee \psi$$

となり, \mathbf{HK} の公理 (EI) より

$$\varphi \vdash_{\mathbf{HK}} \exists x(\varphi \vee \psi)$$

となり, 演繹定理より

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \varphi \rightarrow \exists x(\varphi \vee \psi) \tag{5.1}$$

が得られる. 同様に \mathbf{HK} の公理 (DI2) より始めて

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \psi \rightarrow \exists x(\varphi \vee \psi)$$

が得られるが, ここで汎化により

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \forall x(\psi \rightarrow \exists x(\varphi \vee \psi))$$

が成り立ち, \mathbf{HK} の公理 (EE) より

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \exists x\psi \rightarrow \exists x(\varphi \vee \psi) \tag{5.2}$$

が従う。(5.1) と (5.2) と HK の公理 (DE) より

$$\vdash_{\text{HK}} (\varphi \vee \exists x \psi) \rightarrow \exists x (\varphi \vee \psi).$$

が出る。 ■

定理 5.1.28. φ と式とし, x と y を変項とし, φ には x が自由に現れて, y は φ の中で x への代入について自由であるとするとき,

$$\vdash_{\text{HK}} \exists x \varphi \rightarrow \exists y \varphi(x/y).$$

略証. 量化の公理 (EI) より

$$\vdash_{\text{HK}} \varphi \rightarrow \exists y \varphi(x/y)$$

が成り立ち, 汎化によって

$$\vdash_{\text{HK}} \forall x (\varphi \rightarrow \exists y \varphi(x/y))$$

となり, 量化の公理 (EE) によって

$$\vdash_{\text{HK}} \exists x \varphi \rightarrow \exists y \varphi(x/y).$$

が得られる。 ■

定理 5.1.29. φ と式とし, x と y を変項とし, φ には x が自由に現れて, y は φ の中で x への代入について自由であるとするとき,

$$\vdash_{\text{HK}} \exists y (\exists x \varphi \rightarrow \varphi(x/y)).$$

略証. 定理 5.1.28 より

$$\vdash_{\text{HK}} \exists x \varphi \rightarrow \exists y \varphi(x/y)$$

が成り立ち, 含意と否定で表せば

$$\vdash_{\text{HK}} \neg \exists x \varphi \vee \exists y \varphi(x/y)$$

となる (定理 5.1.25). そして定理 5.1.27 より

$$\vdash_{\text{HK}} \exists y (\neg \exists x \varphi \vee \varphi(x/y)) \tag{5.3}$$

が成り立つ. ところで定理 5.1.22 (否定と論理和は含意で表せる) より

$$\vdash_{\text{HK}} (\neg \exists x \varphi \vee \varphi(x/y)) \rightarrow (\exists x \varphi \rightarrow \varphi(x/y))$$

が成り立ち、汎化によって

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \forall y ((\neg \exists x \varphi \vee \varphi(x/y)) \rightarrow (\exists x \varphi \rightarrow \varphi(x/y)))$$

が従う。そして定理 5.1.16 より

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \exists y (\neg \exists x \varphi \vee \varphi(x/y)) \rightarrow \exists y (\exists x \varphi \rightarrow \varphi(x/y))$$

となり、(5.3) との三段論法より

$$\vdash_{\mathbf{HK}} \exists y (\exists x \varphi \rightarrow \varphi(x/y))$$

が出る。 ■

5.2 Henkin 拡大

この節では「 Σ から ψ への **HE** の証明で \mathcal{L}_E の文の列であるものが取れる」ならば「 Γ から ψ への **HK** の証明で \mathcal{L}_E の式の列であるものが取れる」ことを示す。**HE** の証明に使われる式は全て文である。また **HE** の証明で扱う項と式は \mathcal{L}_E のものか \mathcal{L} のものを想定している (ただし 2.9 節の条件を満たす式に限る)。

論理的公理 5.2.1 (HE の公理 (命題論理)). φ と ψ と χ を文とするとき

- (S) $(\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi)).$
- (K) $\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi).$
- (CTD1) $\varphi \rightarrow (\neg \varphi \rightarrow \perp).$
- (CTD2) $\neg \varphi \rightarrow (\varphi \rightarrow \perp).$
- (DI) $(\varphi \rightarrow \perp) \rightarrow \neg \varphi.$
- (DI1) $\varphi \rightarrow (\varphi \vee \psi).$
- (DI2) $\psi \rightarrow (\varphi \vee \psi).$
- (DE) $(\varphi \rightarrow \chi) \rightarrow ((\psi \rightarrow \chi) \rightarrow ((\varphi \vee \psi) \rightarrow \chi)).$
- (CI) $\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow (\varphi \wedge \psi)).$
- (CE1) $(\varphi \wedge \psi) \rightarrow \varphi.$
- (CE2) $(\varphi \wedge \psi) \rightarrow \psi.$
- (DNE) $\neg \neg \varphi \rightarrow \varphi.$

論理的公理 5.2.2 (HE の公理 (量化)). φ を式とし、 τ を主要 ε 項とし、 x を変項とし、 φ には x のみが自由に現れているとするとき

- (DM) $\neg \forall x \varphi \rightarrow \exists x \neg \varphi.$
- (UE) $\forall x \varphi \rightarrow \varphi(x/\tau).$
- (EI) $\varphi(x/\tau) \rightarrow \exists x \varphi.$
- (EE) $\hat{\varphi}$ を、 φ が \mathcal{L}_E の式でないときは φ を \mathcal{L}_E の式に書き直したものとし、 φ が \mathcal{L}_E の式であるときは φ そのものとする。このとき

$$\exists x \varphi \rightarrow \varphi(x/\varepsilon x \hat{\varphi}).$$

第3章での証明可能性の定義を列の概念を用いて書き直しておく。

メタ定義 5.2.3 (HE における証明). \mathcal{S} を文からなる公理系とする。このとき文の列 $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$ が \mathcal{S} から φ_n への **HE** の証明であるとは、各 φ_i が次のいずれかであるということである：

- φ_i は **HE** の公理である。
- φ_i は \mathcal{S} の公理である。
- φ_i は、これより前の式 φ_j と φ_k の三段論法で得られる。

ψ を文とし、 \mathcal{S} を公理系とすると、「 \mathcal{S} から ψ への **HE** の証明で \mathcal{L}_E の文の列であるものが取れる」ことを

$$\mathcal{S} \vdash_{\text{HE}, \mathcal{L}_E} \psi$$

と書く。また「 \mathcal{S} から ψ への **HE** の証明で \mathcal{L} の文の列であるものが取れる」ことを

$$\mathcal{S} \vdash_{\text{HE}, \mathcal{L}} \psi$$

と書くが、 $\vdash_{\text{HE}, \mathcal{L}}$ と第3章の証明可能性とは同義であるから

$$\mathcal{S} \vdash \psi$$

と書いても同じである。

いま **HK** の公理に **HE** の (EE) を追加した証明体系を **HK_E** とする。 \mathcal{S} を公理系とすると、 \mathcal{S} に **HE** の (EE) を追加した公理系を \mathcal{S} の **Henkin 拡大 (Henkin extension)** と呼ぶが、今回は **HK** の公理に追加しているので Henkin 拡大の一種と見ることが出来る。Henkin 拡大とはすなわち、全ての存在文に証人を付けるための拡大である。「公理系 \mathcal{S} から文 ψ への **HK_E** の証明で \mathcal{L}_E の式の列であるものが取れる」ことを

$$\mathcal{S} \vdash_{\text{HK}_E, \mathcal{L}_E} \psi$$

と書く。

メタ定理 5.2.4 (HE で証明可能なら HK_E でも証明可能). \mathcal{S} を \mathcal{L}_E の文からなる公理系とし、 ψ を \mathcal{L}_E の文とする。このとき $\mathcal{S} \vdash_{\text{HE}, \mathcal{L}_E} \psi$ ならば $\mathcal{S} \vdash_{\text{HK}_E, \mathcal{L}_E} \psi$ である。

メタ証明. **HE** の公理で **HK_E** の公理でないものは

$$\rightarrow \forall x \varphi \rightarrow \exists x \rightarrow \varphi$$

だけであるが、これは De Morgan の法則 (定理 5.1.18) より導かれる。従って、 \mathcal{S} から ψ への **HE** の証明の中に **HE** の公理 (DM) があれば、それより前の列に (DM) への **HK** の証明を挿入すれば、 \mathcal{S} から ψ への **HK_E** の証明になる。 ■

メタ定理 5.2.5 (ε 項を変項に取り替えても証明). \mathcal{S} を \mathcal{L}_E の文からなる公理系とし, ψ を \mathcal{L}_E の文とし, $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ を \mathcal{S} から ψ への **HK** の証明で \mathcal{L}_E の式の列であるものとする. また e をこの証明に項として現れる^{*2}主要 ε 項とし, y をこの証明に現れない変項とする. そして各 φ_i で項として現れる e を全て y に取り替えた式を $\widehat{\varphi}_i$ と書く. ただし φ_i に e が現れなければ $\widehat{\varphi}_i$ は φ_i とする. このとき

$$\widehat{\varphi}_1, \widehat{\varphi}_2, \dots, \widehat{\varphi}_n$$

は \mathcal{S} から ψ への **HK** の証明である.

メタ証明.

case1 φ_i が **HK** の命題論理の公理であるとき, たとえば φ_i が

$$\varphi \rightarrow (\chi \rightarrow \varphi)$$

なる式なら, $\widehat{\varphi}_i$ も

$$\widehat{\varphi} \rightarrow (\widehat{\chi} \rightarrow \widehat{\varphi})$$

なる形の式となるので **HK** の公理である. 他の場合も同様である.

case2 φ_i が **HK** の量化公理であるとき, つまり

$$\begin{aligned} & \forall z (\chi \rightarrow \varphi(x/z)) \rightarrow (\chi \rightarrow \forall x \varphi), \\ & \forall x \varphi \rightarrow \varphi(x/t), \\ & \varphi(x/t) \rightarrow \exists x \varphi, \\ & \forall z (\varphi(x/z) \rightarrow \chi) \rightarrow (\exists x \varphi \rightarrow \chi) \end{aligned}$$

のいずれかであるとき, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\begin{aligned} & \forall z (\widehat{\chi} \rightarrow \widehat{\varphi}(x/z)) \rightarrow (\widehat{\chi} \rightarrow \forall x \widehat{\varphi}), \\ & \forall x \widehat{\varphi} \rightarrow \widehat{\varphi}(x/t), \\ & \widehat{\varphi}(x/t) \rightarrow \exists x \widehat{\varphi}, \\ & \forall z (\widehat{\varphi}(x/z) \rightarrow \widehat{\chi}) \rightarrow (\exists x \widehat{\varphi} \rightarrow \widehat{\chi}) \end{aligned}$$

なる形の式となり, **HK** の公理であるための変項の条件も満たされる. ここで注意しておく, e が $\varphi(x/t)$ に現れる場合, φ で x に代入された t を含むようには e は現れない. もしそのような t が e に現れたら, e の中のその t を x に置き換えた ε 項 e' は, φ すなわち $\exists x \varphi$ の中に現れることになるが, x は e' に自由に現れるので第 2.9 節の約束に違反してしまう. 従って $\varphi(x/t)$ に現れる e を y に置き換えた式は $\widehat{\varphi}(x/t)$ なる形で書けるのである. 同じように, φ で x に代入された z を含むようには e は現れない.

case3 φ_i が \mathcal{S} の公理であるとき, φ_i は \mathcal{L}_E の文なので, $\widehat{\varphi}_i$ は φ_i である.

case4 φ_i が前の式 φ_j, φ_k から三段論法で得られているとき, φ_k が $\varphi_j \rightarrow \varphi_i$ なる式なら $\widehat{\varphi}_k$ は

$$\widehat{\varphi}_j \rightarrow \widehat{\varphi}_i$$

なる式であるから, $\widehat{\varphi}_i$ は $\widehat{\varphi}_j$ と $\widehat{\varphi}_k$ から三段論法で得られる.

^{*2} 「証明に項として現れる」とは, e はいずれかの φ_i の項 (定義 2.4.14) であるということである.

case5 φ_i が前の式 φ_j から汎化で得られているとき、つまり変項 a, x と x が自由に現れる式 χ が取れて、 φ_j が $\chi(x/a)$ で φ_i が $\forall x\chi$ であるとき、 x に代入された a は $\chi(x/a)$ の中で自由であるから、主要 ε 項である e はそれらの a を含むようには $\chi(x/a)$ に現れない。従って $\widehat{\varphi}_j$ は

$$\widehat{\chi}(x/a)$$

なる式で、 $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\forall x\widehat{\chi}$$

なる式である。すなわち $\widehat{\varphi}_i$ もまた $\widehat{\varphi}_j$ から汎化で得られる。 ■

メタ定理 5.2.6 (**HK ε** で証明可能なら **HK** でも証明可能). \mathcal{S} を \mathcal{L}_ε の文からなる公理系とし、 ψ を \mathcal{L}_ε の文とすると、 $\mathcal{S} \vdash_{\mathbf{HK}\varepsilon, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$ ならば $\mathcal{S} \vdash_{\mathbf{HK}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$ である。

略証. \mathcal{L}_ε の式の列 $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ を \mathcal{S} から ψ への **HK ε** の証明とし、 $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ の中から **HE** の (EE) であるものを全て取り出して ξ_1, \dots, ξ_m と並べる。すると $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ は公理系 $\xi_1, \dots, \xi_m, \mathcal{S}$ から ψ への **HK** の証明となる。各 ξ_j は

$$\exists x_j F_j(x_j) \rightarrow F_j(\varepsilon x_j F_j)$$

なる形をしている。ここで $\varepsilon x_m F_m$ は F_1, \dots, F_{m-1} の中には現れないとすると³

$$\xi_1, \dots, \xi_{m-1}, \mathcal{S} \vdash_{\mathbf{HK}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$$

が示される。実際、**HK** の演繹定理より

$$\xi_1, \dots, \xi_{m-1}, \mathcal{S} \vdash_{\mathbf{HK}, \mathcal{L}_\varepsilon} (\exists x_m F_m(x_m) \rightarrow F_m(\varepsilon x_m F_m)) \rightarrow \psi$$

が成り立つが、このときの $\xi_1, \dots, \xi_{m-1}, \mathcal{S}$ から $(\exists x_m F_m(x_m) \rightarrow F_m(\varepsilon x_m F_m)) \rightarrow \psi$ への証明に項として現れる $\varepsilon x_m F_m$ を、その証明に使われていない変項 y に置き換えれば⁴、それで得られる式の列は $\xi_1, \dots, \xi_{m-1}, \mathcal{S}$ から $(\exists x_m F_m(x_m) \rightarrow F_m(y)) \rightarrow \psi$ への **HK** の証明となる (メタ定理 5.2.5)。つまり

$$\xi_1, \dots, \xi_{m-1}, \mathcal{S} \vdash_{\mathbf{HK}, \mathcal{L}_\varepsilon} (\exists x_m F_m(x_m) \rightarrow F_m(y)) \rightarrow \psi$$

が成り立つ。すると汎化により

$$\xi_1, \dots, \xi_{m-1}, \mathcal{S} \vdash_{\mathbf{HK}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall y ((\exists x_m F_m(x_m) \rightarrow F_m(y)) \rightarrow \psi)$$

³ このような項 $\varepsilon x_m F_m$ は必ず取れる。たとえば $\varepsilon x_i F_i$ が F_j に現れたら、 $\varepsilon x_j F_j$ は F_i には現れない。実際 F_i に現れたら $\varepsilon x_i F_i$ が F_i に現れることになるが、 F_i より長い $\varepsilon x_i F_i$ が F_i に現れることなどあり得ない。同様に、 $\varepsilon x_j F_j$ が F_k に現れたら、 $\varepsilon x_k F_k$ は F_i と F_j には現れない。この確認を繰り返せばよい。

⁴ 置き換える $\varepsilon x_m F_m$ は他の項の真部分項になっていない箇所のものだけである (定義 2.4.14)。また $\varepsilon x_m F_m$ は F_1, \dots, F_{m-1} の中には現れないので ξ_1, \dots, ξ_{m-1} の中にも現れない。ここで注意しておく、たとえば $\varepsilon x_m F_m$ が $F_1(\varepsilon x_1 F_1)$ に現れたとすると、つまりその $\varepsilon x_m F_m$ は $F_1(\varepsilon x_1 F_1)$ で x_1 に代入された $\varepsilon x_1 F_1$ を部分項として含むように現れるが、その $\varepsilon x_m F_m$ の中の $\varepsilon x_1 F_1$ を x_1 に置き換えた ε 項が F_1 に現れることになる。しかしその ε 項には x_1 が自由に現れるので主要 ε 項ではなく、第 2.9 節の約束に違反してしまう。ゆえに $\varepsilon x_m F_m$ は ξ_1, \dots, ξ_{m-1} の中に現れず、これらの式は置換による影響を受けない。 \mathcal{S} の公理も \mathcal{L}_ε の文であるから置換による影響を受けない。

となり、**HK** の公理 (EE) により

$$\xi_1, \dots, \xi_{m-1}, \mathcal{S} \vdash_{\mathbf{HK}, \mathcal{L}_E} \exists y (\exists x_m F_m(x_m) \rightarrow F_m(y)) \rightarrow \psi$$

が従う。定理 5.1.29 より

$$\vdash_{\mathbf{HK}, \mathcal{L}_E} \exists y (\exists x_m F_m(x_m) \rightarrow F_m(y))$$

が成り立つので、三段論法より

$$\xi_1, \dots, \xi_{m-1}, \mathcal{S} \vdash_{\mathbf{HK}, \mathcal{L}_E} \psi$$

が従う。以降も同様にして **HK** の公理 (EE) を一本ずつ削除していけば、 \mathcal{S} から ψ への **HK** の証明で \mathcal{L}_E の式の列であるものが得られる。 ■

第 3 章の Σ の公理は \mathcal{L}_E の文の集まりであったが、それらを \mathcal{L}_E の文に直した公理体系を Γ と書く。 Γ は次の文からなる。

外延性

$$\forall x \forall y (\forall z (z \in x \leftrightarrow z \in y) \rightarrow x = y).$$

相等性

$$\begin{aligned} & \forall x \forall y (x = y \rightarrow y = x), \\ & \forall x \forall y \forall z (x = y \rightarrow (x \in z \rightarrow y \in z)), \\ & \forall x \forall y \forall z (x = y \rightarrow (z \in x \rightarrow z \in y)). \end{aligned}$$

置換 φ を \mathcal{L}_E の式とし、 s, t を φ に自由に現れる変項とし、 x は φ で s への代入について自由であり、 y, z は φ で t への代入について自由であるとするとき、次の式の全称閉包⁴⁵は公理である：

$$\forall x \forall y \forall z (\varphi(x, y) \wedge \varphi(x, z) \rightarrow y = z) \rightarrow \forall a \exists z \forall y (y \in z \leftrightarrow \exists x (x \in a \wedge \varphi(x, y))).$$

対

$$\forall x \forall y \exists p \forall z (x = z \vee y = z \leftrightarrow z \in p).$$

合併

$$\forall x \exists u \forall y (\exists z (z \in x \wedge y \in z) \leftrightarrow y \in u).$$

冪

$$\forall x \exists p \forall y (\forall z (z \in y \rightarrow z \in x) \leftrightarrow y \in p).$$

正則性

$$\forall r (\exists x (x \in r) \rightarrow \exists y (y \in r \wedge \forall z (z \in r \rightarrow z \notin y))).$$

無限

$$\exists x (\exists s (\forall t (t \notin s) \wedge s \in x) \wedge \forall y (y \in x \rightarrow \exists u (\forall v (v \in u \leftrightarrow v \in y \vee v = y) \wedge u \in x))).$$

メタ定理 5.2.7 (Σ の定理は Γ の定理). ψ を \mathcal{L}_E の文とするととき, $\Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_E} \psi$ ならば $\Gamma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_E} \psi$ である.

略証. Σ の公理が \mathcal{L}_E の文であるときに Γ から証明できることを示せばよい. Σ と Γ で形が違う公理は外延性, 相等性, 要素, 置換である (内包性公理は \mathcal{L}_E の式ではありえないので今回は対象外).

外延性 a と b を主要 ε 項とするととき, **HE** の公理 (UE) によって

$$\begin{aligned} \Gamma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_E} \forall x \forall y (\forall z (z \in x \leftrightarrow z \in y) \rightarrow x = y), \\ \Gamma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_E} \forall y (\forall z (z \in a \leftrightarrow z \in y) \rightarrow a = y), \\ \Gamma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_E} \forall z (z \in a \leftrightarrow z \in b) \rightarrow a = b \end{aligned}$$

となる. Σ の相等性の公理も同様に導かれる.

要素 a と b を主要 ε 項とするととき, 定理 4.1.2 と定理 4.1.3 の証明をもう一度おさらいすれば

$$\begin{aligned} \sigma &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z \rightarrow (z \in a \leftrightarrow z \in a), && \text{含意の反射律 (論理的定理 3.1.5) と論理積の導入} \\ \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_E} \sigma \in a \leftrightarrow \sigma \in a, &&& \text{全称の導出 (論理的定理 3.2.29)} \\ \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_E} \forall z (z \in a \leftrightarrow z \in a), &&& \text{前段の結果} \\ \Gamma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_E} \forall z (z \in a \leftrightarrow z \in a) \rightarrow a = a, &&& \text{三段論法} \\ \Gamma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_E} a = a, &&& \text{三段論法} \\ \Gamma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_E} \exists x (a = x) &&& \mathbf{HE} \text{ の公理 (EI)} \end{aligned}$$

となる. 含意の導入 (K) より

$$\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_E} \exists x (a = x) \rightarrow (a \in b \rightarrow \exists x (a = x))$$

が成り立つので, 三段論法より

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_E} a \in b \rightarrow \exists x (a = x)$$

が従う.

置換 χ を

$$\forall x \forall y \forall z (\varphi(x, y) \wedge \varphi(x, z) \rightarrow y = z) \rightarrow \forall a \exists z \forall y (y \in z \leftrightarrow \exists x (x \in a \wedge \varphi(x, y)))$$

なる文とするととき, φ に項として現れる⁴⁵ 主要 ε 項を χ に現れない変項で置き換える. その際主要 ε 項ごとに違う変項を用いるが, 同じ主要 ε 項は同じ変項で置き換える. そうして得られた式を $\tilde{\chi}$ とし, 新しく追加した変項を x_1, \dots, x_n とすれば

$$\forall x_1 \cdots \forall x_n \tilde{\chi}(x_1, \dots, x_n)$$

⁴⁵ φ を \mathcal{L}_E の式とするととき, φ の全称閉包 (universal closure) とは

$$\forall x_1 \cdots \forall x_n \varphi$$

なる形の文を指す. ただし x_1, \dots, x_n は φ に自由に現れる変項であって, また φ に自由に現れる変項はこれらのみであるとする. φ が文であるときは φ 自身を全称閉包とする.

⁴⁶ 定義 2.4.14.

は Γ の置換公理となる. x_1, \dots, x_n によって置き換えられた主要 ε 項を τ_1, \dots, τ_n とすれば, **HE** の公理 (UE) より

$$\begin{aligned} \Gamma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall x_1 \cdots \forall x_n \tilde{\chi}(x_1, \dots, x_n), \\ \Gamma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall x_2 \cdots \forall x_n \tilde{\chi}(\tau_1, x_2, \dots, x_n), \\ \Gamma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall x_3 \cdots \forall x_n \tilde{\chi}(\tau_1, \tau_2, x_3, \dots, x_n), \\ \vdots \\ \Gamma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \tilde{\chi}(\tau_1, \dots, \tau_n), \end{aligned}$$

が得られる. $\tilde{\chi}(\tau_1, \dots, \tau_n)$ とは χ のことであるから χ は Γ の定理である. ■

メタ定理 5.2.8 (HE で証明可能なら HK でも証明可能). ψ を \mathcal{L}_ε の文とすると, $\Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$ ならば $\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$ である.

略証. $\Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$ ならば, メタ定理 5.2.7 より

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$$

となり, メタ定理 5.2.4 より

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}_\varepsilon, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$$

となり, メタ定理 5.2.6 より

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$$

となる. 最後の **HK** の証明を $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ とする. $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ には主要 ε 項が残っている場合, $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ に項として現れる⁷ 主要 ε 項が e_1, \dots, e_m で全てであるなら, $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ に現れない相異なる変項 y_1, \dots, y_m を用意して, 項として現れる e_1, e_2, \dots, e_m をそれぞれ y_1, y_2, \dots, y_m に置き換える. 全て置き換え終わった後の式の列はメタ定理 5.2.5 より **HK** の証明であるし, 式は \mathcal{L}_ε のものである. ■

5.3 正則証明

この節では「 Γ から ψ への **HK** の証明で \mathcal{L}_ε の式の列であるものが取れる」ならば「 Σ から ψ への **HE** の証明で \mathcal{L}_ε の文の列であるものが取れる」ことを示す. その際, **HK** の証明の中で汎化が使われている場合は, その固有変項は適当な主要 ε 項に置き換えることになる. たとえば

$$\psi(x/a)$$

から (ψ は x のみ自由に現れる式とする)

$$\forall x \psi$$

⁷ $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ のどれかの式に項として現れる (定義 2.4.14) ということ.

が汎化で導かれる場合、 a を $\varepsilon x \rightarrow \psi$ に置き換えれば

$$\begin{aligned} & \psi(x/\varepsilon x \rightarrow \psi), \\ & \psi(x/\varepsilon x \rightarrow \psi) \rightarrow \forall x \psi \end{aligned}$$

から三段論法で $\forall x \psi$ が出てくる。ここで注意しておく、汎化の固有変項の条件より a は $\forall x \psi$ に自由に現れないので、 a は ψ にも自由に現れず、 $\psi(x/a)(a/\varepsilon x \rightarrow \psi)$ と $\psi(x/\varepsilon x \rightarrow \psi)$ は一致しているのである。固有変項の置き換えは証明全体で一斉に行うので、二つの汎化に対して同じ固有変項が使われている場合は代入する主要 ε 項をうまく選ぶことが出来ない。従って、どの固有変項も一度の汎化にしか用いられないように証明を直す必要がある。

メタ定義 5.3.1 (正則証明). 正則証明 (regular proof) とは次を満たす **HK** の証明 $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ である。第一に、証明の中に現れるどの固有変項も一度の汎化にしか用いられない。第二に、 a が φ_m から φ_k への汎化の固有変項ならば、 a は φ_{m+1} 以降の式には自由に現れない。

HK の任意の証明は正則なものに変換出来る (メタ定理 5.3.4)。

メタ定理 5.3.2 (証明に現れる変項に代入しても証明). \mathcal{S} を \mathcal{L}_ε の文からなる公理系とし、 \mathcal{L}_ε の式の列 $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ を \mathcal{S} から φ_n への **HK** の証明とし、 a をこの証明に自由に現れる^{*8}変項とし、 b をこの証明に現れない \mathcal{L}_ε の項とする。このとき

- (1) b が変項である場合、 $\varphi_1(a/b), \dots, \varphi_n(a/b)$ は \mathcal{S} からの **HK** の証明となる。
- (2) b が変項ではない場合^{*9}、 a がこの証明の固有変項でないなら $\varphi_1(a/b), \dots, \varphi_n(a/b)$ は \mathcal{S} からの **HK** の証明となる。
- (3) (1) の場合も (2) の場合も、 φ_i が **HK** の公理なら $\varphi_i(a/b)$ も **HK** の公理であり、 φ_i が \mathcal{S} の公理なら $\varphi_i(a/b)$ も \mathcal{S} の公理であり、 φ_i が φ_j と φ_k から三段論法で得られているなら $\varphi_i(a/b)$ も $\varphi_j(a/b)$ と $\varphi_k(a/b)$ から三段論法で得られる。
- (4) φ_i が φ_j の汎化で得られていて、その固有変項が e であるとするとき、(1) の場合も (2) の場合も $\varphi_i(a/b)$ は $\varphi_j(a/b)$ の汎化で得られ、固有変項は、 a と e が同じなら b となり、 a と e が違うなら e のままである。ただし (2) の場合は a は固有変項ではないとする。

メタ証明. b が変項であるか否かが関係するのは case5 である。式の列が証明であるための条件に照合していく。各 φ_i に対して

case1 φ_i が **HK** の命題論理の公理である場合、たとえば φ_i が

$$\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi)$$

なる形の公理ならば、 $\varphi_i(a/b)$ は

$$\varphi(a/b) \rightarrow (\psi(a/b) \rightarrow \varphi(a/b))$$

なる式であるから **HK** の公理である。他の式も同様に結合形式は崩れない。

^{*8} 「証明に自由に現れる」とは、 $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ のうち少なくとも一本に a が自由に現れているという意味である。

^{*9} 第 2.9 節の約束によって、この場合 b は主要 ε 項である。

case2 φ_i が **HK** の量化公理である場合,

- たとえば φ_i が **HK** の (UI)

$$\forall y (\psi \rightarrow \varphi(x/y)) \rightarrow (\psi \rightarrow \forall x \varphi)$$

であるとする。このとき,

- a が y であれば a は φ_i には自由に現れないので $\varphi_i(a/b)$ と φ_i は一致する.
- a が y と違うとき, a が x であれば $\varphi_i(a/b)$ は

$$\forall y (\psi(a/b) \rightarrow \varphi(x/y)) \rightarrow (\psi(a/b) \rightarrow \forall x \varphi)$$

なる式となる。 b は新しい変項であるから $\psi(a/b)$ に y は自由に現れない。

- a が y と違うとき, a が x とも違うなら, $(\forall x \varphi)(a/b)$ と $\forall x \varphi(a/b)$, および $\varphi(x/y)(a/b)$ と $\varphi(a/b)(x/y)$ は一致するので, $\varphi_i(a/b)$ は

$$\forall y (\psi(a/b) \rightarrow \varphi(a/b)(x/y)) \rightarrow (\psi(a/b) \rightarrow \forall x \varphi(a/b))$$

なる式となる。

ゆえにいずれの場合も $\varphi_i(a/b)$ は **HK** の (UI) となる。同様に φ_i が **HK** の (EE) であるときも $\varphi_i(a/b)$ は **HK** の (EE) となる。

- たとえば φ_i が **HK** の (EI)

$$\varphi(x/t) \rightarrow \exists x \varphi$$

であるとする。このとき,

- a と x が同じで, a と t が違えば, φ_i に a は自由に現れないので $\varphi_i(a/b)$ は φ_i に一致する.
- a と x が同じで, a と t も同じであれば, $\varphi_i(a/b)$ は

$$\varphi(x/b) \rightarrow \exists x \varphi$$

なる式となる (b は新しい変項なので φ の中で x への代入について自由である)。

- a が x と違うとき, a と t が同じであれば, $(\exists x \varphi)(a/b)$ と $\exists x \varphi(a/b)$, および $\varphi(x/t)(a/b)$ と $\varphi(a/b)(x/b)$ は一致するので, $\varphi_i(a/b)$ は

$$\varphi(a/b)(x/b) \rightarrow \exists x \varphi(a/b)$$

なる式となる。

- a が x と t とも違うとき, $(\exists x \varphi)(a/b)$ と $\exists x \varphi(a/b)$, および $\varphi(x/t)(a/b)$ と $\varphi(a/b)(x/t)$ は一致するので, $\varphi_i(a/b)$ は

$$\varphi(a/b)(x/t) \rightarrow \exists x \varphi(a/b)$$

なる式となる。

ゆえにいずれの場合も $\varphi_i(a/b)$ は **HK** の (EI) となる。同様に φ_i が **HK** の (UE) であるときも $\varphi_i(a/b)$ は **HK** の (UE) となる。

case3 φ_i が \mathcal{S} の公理である場合, φ_i は文なので $\varphi_i(a/b)$ は φ_i である。

case4 φ_i が前の式 φ_j, φ_k から三段論法で得られるとき, φ_k が $\varphi_j \rightarrow \varphi_i$ なる形の式ならば $\varphi_k(a/b)$ は

$$\varphi_j(a/b) \rightarrow \varphi_i(a/b)$$

なる式となる。つまり $\varphi_i(a/b)$ は $\varphi_j(a/b)$ と $\varphi_k(a/b)$ から三段論法で得られる。

case5 φ_i が前の式 φ_j から汎化で得られるとき (固有変項 e), 変項 x と x が自由に現れる式 ψ が取れて, e は ψ の中で x への代入について自由であり, φ_j は $\psi(x/e)$, φ_i は $\forall x\psi$ なる式である. また e は ψ の中で x への代入について自由であり, e は $\forall x\psi$ に自由に現れない. このとき

(1) b が変項である場合,

- a と e が同じとき, a と x も同じなら, $\varphi_i(a/b)$ は $\psi(x/b)$ となり, $\forall x\psi$ に e は自由に現れないので $\varphi_i(a/b)$ は $\forall x\psi$ のままである.
- a と e が同じとき, a が x が違うなら, ψ に e は自由に現れないので $\varphi_j(a/b)$ は $\psi(x/b)$ となり, $\forall x\psi$ に e は自由に現れないので $\varphi_i(a/b)$ は $\forall x\psi$ のままである.
- a が e が違うとき, a と x が同じなら, $\varphi_j(a/b)$ は $\psi(x/e)(x/b)$, つまり $\psi(x/e)$ のままであり, $\varphi_i(a/b)$ も $\forall x\psi$ のままである.
- a が e が違うとき, a が x と違うなら, $\varphi_j(a/b)$ は $\psi(a/b)(x/e)$ に一致し, $\varphi_i(a/b)$ は $\forall x\psi(a/b)$ となる. このとき e は $\psi(a/b)$ の中で x への代入について自由であり, $\forall x\psi(a/b)$ には自由に現れない.

(2) b が変項でない場合, a と e は違う変項とする.

- a が x であれば, $\psi(x/e)$ に a は自由に現れないので $\varphi_j(a/b)$ は $\psi(x/e)$ のままであり, $\varphi_i(a/b)$ も $\forall x\psi$ のままである.
- a が x と違うとき, $\varphi_j(a/b)$ は $\psi(a/b)(x/e)$ に一致し, $\varphi_i(a/b)$ は $\forall x\psi(a/b)$ となる.

ゆえに, いずれの場合も $\varphi_i(a/b)$ は $\varphi_j(a/b)$ の汎化で得られる. ■

上のメタ定理において, $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ が \mathcal{L}_E の式の列であるとき, b が変項ならば $\varphi_1(a/b), \dots, \varphi_n(a/b)$ もまた **HK** の証明となるが, 各式は \mathcal{L}_E の式であるからこれは \mathcal{L}_E の式からなる **HK** の証明である.

メタ定理 5.3.3 (正則証明に現れる変項に代入しても正則). \mathcal{S} を \mathcal{L}_E の文からなる公理系とし, \mathcal{L}_E の式の列 $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ を \mathcal{S} から φ_n への **HK** の正則証明とし, a をこの証明に自由に現れる変項とし, b をこの証明に現れない変項とする. このとき $\varphi_1(a/b), \dots, \varphi_n(a/b)$ は \mathcal{S} から $\varphi_n(a/b)$ への **HK** の正則証明である. 特に a が $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ の固有変項なら, $\varphi_1(a/b), \dots, \varphi_n(a/b)$ は \mathcal{S} から φ_n への **HK** の正則証明である.

メタ証明. メタ定理 5.3.2 より $\varphi_1(a/b), \dots, \varphi_n(a/b)$ は \mathcal{S} から $\varphi_n(a/b)$ への **HK** の証明であるから, あとは汎化について見ればよい.

case1 a がいずれかの固有変項と一致しているとき, つまり a が φ_m から φ_k を導く汎化の固有変項であるとき, 正則証明の条件より a が固有変項として使われる汎化はここだけであるが, $\varphi_m(a/b)$ から $\varphi_k(a/b)$ への汎化の固有変項は b となる. 他の汎化の固有変項は据え置かれる (メタ定理 5.3.2 より証明の中での汎化の適用の位置は不変). また a は φ_{m+1} 以後の式には自由に現れないので, b は $\varphi_{m+1}(a/b)$ 以後の式には現れない. 特に $\varphi_{m+1}(a/b), \dots, \varphi_n(a/b)$ はそれぞれ $\varphi_{m+1}, \dots, \varphi_n$ に一致する. ゆえに

$$\varphi_1(a/b), \dots, \varphi_n(a/b)$$

は \mathcal{S} から φ_n への **HK** の正則証明である.

case2 a がどの固有変項とも違うとき, メタ定理 5.3.2 よりどの汎化も固有変数は変わらないし, 証明の中での汎化の適用の位置は不変である. ゆえにどの固有変項も一度の汎化にしか使われないし, 汎化に使わ

れた後の式には自由に現れない。

メタ定理 5.3.4 (どんな証明も正則化できる). \mathcal{S} を \mathcal{L}_E の文からなる公理系とし, $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ を \mathcal{S} から φ_n への **HK** の証明で \mathcal{L}_E の式の列であるものとするとき, \mathcal{S} から φ_n への **HK** の正則証明で \mathcal{L}_E の式の列であるものが取れる。

メタ証明. 証明内の汎化の数に関する帰納法で示す。

step1 証明の中で汎化が一度も使われていなければその証明自体が正則証明である。

step2 N を任意の自然数として次を仮定する：

IH (帰納法の仮定) —

ψ_1, \dots, ψ_m を \mathcal{S} から ψ_m への **HK** の証明で \mathcal{L}_E の式の列であるものとするとき, 証明の中の汎化の適用が N 回以下ならば, \mathcal{S} から ψ_m への **HK** の正則証明で \mathcal{L}_E の式の列であるものが取れる。

$\varphi_1, \dots, \varphi_n$ の中で $N+1$ 回汎化が使われているとし, 最後の汎化が φ_i から φ_j の導出に使われているとし¹⁰, この汎化の固有変項を a とする。任意の k ($1 \leq k \leq i$) に対して

$$\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_k$$

は φ_k への **HK** の証明であるが, 汎化の適用は N 回以下なので (IH) より φ_k への正則証明 P_k が取れる。 P_1, \dots, P_i に現れる固有変項には重複があるかもしれないから, 固有変項を取り替えて重複を取らなくてはいけない。 P_k に現れる固有変項が全てで

$$a_k^1, a_k^2, \dots, a_k^{e_k}$$

であるとして, $a_1^1, \dots, a_i^{e_i}$ のそれぞれに対して新しい変項 $b_1^1, \dots, b_i^{e_i}$ を用意する。ただし $b_1^1, \dots, b_i^{e_i}$ としては P_1, \dots, P_k および $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ の中に全く現れない変項を取る。このとき, P_k が

$$\varphi_k^1, \varphi_k^2, \dots, \varphi_k^{u_k}$$

である式の列として ($\varphi_k^{u_k}$ は φ_k である), P'_k を

$$\begin{aligned} & \varphi_k^1(a_k^1/b_k^1) \cdots (a_k^{e_k}/b_1^{e_k}), \\ & \varphi_k^2(a_k^1/b_k^1) \cdots (a_k^{e_k}/b_1^{e_k}), \\ & \vdots \\ & \varphi_k^{u_k}(a_k^1/b_k^1) \cdots (a_k^{e_k}/b_1^{e_k}) \end{aligned}$$

¹⁰ $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ の中で汎化が使われている箇所を

$$\begin{array}{ccc} \varphi_{i_1} & \text{から} & \varphi_{j_1}, \\ \varphi_{i_2} & \text{から} & \varphi_{j_2}, \\ & \vdots & \\ \varphi_{i_{N+1}} & \text{から} & \varphi_{j_{N+1}}, \end{array}$$

ただし $i_1 < i_2 < \dots$, としたときの i_{N+1} が i である。ちなみに j_1, j_2, \dots, j_{N+1} の大小は添数順になっているとは限らない。

とすると、メタ定理 5.3.3 より P'_k は φ_k への **HK** の正則証明である (P_k で汎化が使われていなければ P'_k は P_k とすればよい).

ここで b を P'_1, \dots, P'_i および $\varphi_{i+1}, \dots, \varphi_n$ の中に全く現れない変項とする. メタ定理 5.3.2 より

$$\varphi_1(a/b), \varphi_2(a/b), \dots, \varphi_i(a/b)$$

は \mathcal{L}_E の式からなる **HK** の証明であり, また代入後も証明の中での汎化の位置は変わらないので, この証明の汎化は N 回以下である. 従って (IH) より $\varphi_i(a/b)$ への正則証明が取れるから, これを Q とする. Q に現れる固有変項も P'_1, \dots, P'_i のものと被らないように取り替えて, そして得られる証明を Q' とする (Q で汎化が使われていなければ Q' は Q とすればよい). メタ定理 5.3.3 より Q' も $\varphi_i(a/b)$ への正則証明であり, また Q の最終式 $\varphi_i(a/b)$ に b が自由に現れているので, b は Q の固有変項ではない. このとき

$$P'_1, P'_2, \dots, P'_i, Q', \varphi_{i+1}, \dots, \varphi_j, \dots, \varphi_n \quad (5.4)$$

は証明となる. 実際, P'_1, \dots, P'_i, Q' はそれぞれ証明であるし, またこの列には $\varphi_1, \dots, \varphi_i$ が部分的に現れるので元の証明

$$\varphi_1, \dots, \varphi_n$$

の構造も崩さない. 従って, (5.4) の列のどの式も **HK** の公理であるか \mathcal{S} の公理であるか前の式から三段論法で得られるか前の式から汎化で得られる, ちなみに φ_j は $\varphi_i(a/b)$ から汎化で得られるし, b は $\varphi_{i+1}, \dots, \varphi_n$ には現れない変項である. つまり (5.4) の固有変数はいずれも汎化に使われた後は二度と自由に現れないので正則証明となっている. ■

メタ定理 5.3.5 (HK の定理は HE の定理). \mathcal{S} を \mathcal{L}_E の文からなる公理系とし, ψ を \mathcal{L}_E の文とすると, $\mathcal{S} \vdash_{\text{HK}, \mathcal{L}_E} \psi$ ならば $\mathcal{S} \vdash_{\text{HE}, \mathcal{L}_E} \psi$ である.

メタ証明. \mathcal{L}_E の式の列 $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ を \mathcal{S} から ψ への **HK** の正則な証明とし (メタ定理 5.3.4), また

$$a_1, \dots, a_m$$

をこの証明に使われる固有変項とし, a_1, a_2, \dots の順番に汎化に用いられるとする. つまり, $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ の中で汎化が使われている箇所を

$$\begin{array}{ccc} \varphi_{i_1} & \text{から} & \varphi_{j_1}, \\ \varphi_{i_2} & \text{から} & \varphi_{j_2}, \\ & \vdots & \\ \varphi_{i_m} & \text{から} & \varphi_{j_m}, \end{array}$$

ただし $i_1 < i_2 < \dots$, としたとき, a_p は φ_{i_p} から φ_{j_p} への汎化の固有変項である.

step1 $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ の中に自由に現れる変項のうち, a_1, \dots, a_m 以外の全てを x_1, \dots, x_k とする. これらに対し相異なる主要 ε 項 τ_1, \dots, τ_k を用意して (これらは $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ に現れないものとする), 自由に現れる全ての x_i に τ_i を代入する ($1 \leq i \leq k$). そして得られる式の列を $\tilde{\varphi}_1, \dots, \tilde{\varphi}_n$ とする. この列は **HK** の証明である (メタ定理 5.3.2). ψ は \mathcal{L}_E の文なので $\tilde{\varphi}_n$ は ψ である.

step2 次に a_m, a_{m-1}, \dots の順に固有変項を置き換える. a_m が

$$\varphi(x/a_m)$$

から

$$\forall x\varphi$$

への汎化に使われているなら, $\tilde{\varphi}_1, \dots, \tilde{\varphi}_n$ に自由に現れる a_m を全て $\varepsilon x \rightarrow \varphi$ に置き換える. ちなみにこのとき, $\varepsilon x \rightarrow \varphi$ を τ とおけば

$$\tilde{\varphi}_1(a_m/\tau), \tilde{\varphi}_2(a_m/\tau), \dots, \tilde{\varphi}_{i_m}(a_m/\tau)$$

は **HK** の証明となっている (メタ定理 5.3.2). あとは, $\tilde{\varphi}_{i_m}(a_m/\tau)$ と $\forall x\varphi$ の間に

$$\varphi(x/\varepsilon x \rightarrow \varphi) \rightarrow \forall x\varphi$$

の **HE** の証明 (論理的定理 3.2.29) を挿入すれば, $\tilde{\varphi}_n(a_m/\tau)$ への, つまり ψ への **HK** の証明が得られる. 同じ要領で他の固有変項も主要 ε 項に置き換えていく.

step3 step2 の終了後に得られる式の列を ξ_1, \dots, ξ_r とする. これらは全て \mathcal{L}_ε の文であり, そして各 ξ_i は次のいずれかである:

- **HE** の公理である.
- \mathcal{S} の公理である.
- 前の式 ξ_j, ξ_k から三段論法で得られる.

この列の中に **HK** の公理 (UI) と (EE) の形の式が残っている場合はまだ **HE** の証明ではない. とはいえ下で示す通り (UI) と (EE) は **HE** で証明できるから, ξ_1, \dots, ξ_r にある (UI)(EE) の前にその式への **HE** の証明を挿入すればよい.

(UI) の証明 $\forall y(\psi \rightarrow \varphi(x/y)) \rightarrow (\psi \rightarrow \forall x\varphi)$ を示す. **HE** の公理 (UE) より

$$\forall y(\psi \rightarrow \varphi(x/y)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi \rightarrow \varphi(x/\varepsilon x \rightarrow \varphi)$$

が成り立つので

$$\psi, \forall y(\psi \rightarrow \varphi(x/y)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(x/\varepsilon x \rightarrow \varphi)$$

となり, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29)

$$\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(x/\varepsilon x \rightarrow \varphi) \rightarrow \forall x\varphi$$

との三段論法より

$$\psi, \forall y(\psi \rightarrow \varphi(x/y)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall x\varphi$$

が従う. よって演繹定理より

$$\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall y(\psi \rightarrow \varphi(x/y)) \rightarrow (\psi \rightarrow \forall x\varphi)$$

が得られる.

(EE) の証明 $\forall y (\varphi(x/y) \rightarrow \psi) \rightarrow (\exists x \varphi \rightarrow \psi)$ を示す. **HE** の公理 (UE) より

$$\forall y (\varphi(x/y) \rightarrow \psi) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(x/\varepsilon x \varphi) \rightarrow \psi$$

が成り立ち, 他方で **HE** の公理 (EE) より

$$\exists x \varphi \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(x/\varepsilon x \varphi)$$

も成り立つので, 三段論法より

$$\exists x \varphi, \forall y (\varphi(x/y) \rightarrow \psi) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$$

が成り立つ. よって演繹定理より

$$\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall y (\varphi(x/y) \rightarrow \psi) \rightarrow (\exists x \varphi \rightarrow \psi)$$

が得られる. ■

メタ定理 5.3.6 (Γ の定理は Σ の定理). ψ を \mathcal{L}_ε の文とすると, $\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$ ならば $\Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$ である.

メタ証明. メタ定理 5.3.5 より $\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$ ならば $\Gamma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$ であるから, あとは Γ の公理が Σ から証明可能であることを示せばよい. Σ のものと違う Γ の公理は外延性, 相等性, 置換であるが, たとえば外延性

$$\forall x \forall y (\forall z (z \in x \leftrightarrow z \in y) \rightarrow x = y)$$

については

$$\begin{aligned} a &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow \forall y (\forall z (z \in x \leftrightarrow z \in y) \rightarrow x = y), \\ b &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \rightarrow (\forall z (z \in a \leftrightarrow z \in y) \rightarrow a = y), \end{aligned}$$

とおけば

$$\Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall z (z \in a \leftrightarrow z \in b) \rightarrow a = b$$

が成り立つので, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\begin{aligned} \Sigma &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall y (\forall z (z \in a \leftrightarrow z \in y) \rightarrow a = y), \\ \Sigma &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall x \forall y (\forall z (z \in x \leftrightarrow z \in y) \rightarrow x = y) \end{aligned}$$

が従う. 相等性と置換の公理も同様にして導かれる. ■

5.4 \mathcal{L} の証明の変換

この節では「 Σ から ψ への **HE** の証明で \mathcal{L} の文の列であるものが取れる」ならば「 Σ から ψ への **HE** の証明で \mathcal{L}_ε の文の列であるものが取れる」ことを示す

メタ定理 5.4.1 (\mathcal{L} の文の証明は \mathcal{L}_ε の文の証明に直せる). ψ を \mathcal{L}_ε の文とすると、 $\Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}} \psi$ ならば $\Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi$ である.

メタ証明. $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ を Σ から ψ への証明で \mathcal{L} の文の列であるものとし、これらを \mathcal{L}_ε の文に書き換えたもの (2.10 節参照) を $\widehat{\varphi}_1, \dots, \widehat{\varphi}_n$ とする. ただし、同じ原子式の書き換えは証明全体で一致するようにしておく (書き換え時に用意する変項は $\varphi_1, \dots, \varphi_n$ で使われていないものとする). このときメタ定理 2.10.3 とメタ定理 2.10.7 より $\widehat{\varphi}_1, \dots, \widehat{\varphi}_n$ はいずれも \mathcal{L}_ε の文であり、また各 $\widehat{\varphi}_i$ について次が言える:

- (1) φ_i が **HE** の命題論理の公理ならば $\widehat{\varphi}_i$ も **HE** の公理である.
- (2) φ_i が **HE** の量化公理か Σ の公理ならば $\Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \widehat{\varphi}_i$ である.
- (3) φ_i が前の文 φ_j, φ_k から三段論法で得られている場合は、 $\widehat{\varphi}_i$ は $\widehat{\varphi}_j$ と $\widehat{\varphi}_k$ から三段論法で得られる.

(1) については、書き換えても式の結合形式が変わらないため.

(3) については、 φ_k を $\varphi_j \rightarrow \varphi_i$ なる文とすれば、同じ原子式の書き換えは証明全体で一致しているので $\widehat{\varphi}_k$ は $\widehat{\varphi}_j \rightarrow \widehat{\varphi}_i$ なる文であり、 $\widehat{\varphi}_i$ は $\widehat{\varphi}_j$ と $\widehat{\varphi}_k$ から三段論法で得られるのである.

(2) について、内包項を含みうる Σ の公理は外延性、相等性、内包性、要素である. これらと **HE** の量化公理について一つずつ示していく.

case1 φ_i が

$$\exists x \varphi \rightarrow \varphi(\varepsilon x \check{\varphi})$$

なる公理であれば ($\check{\varphi}$ は φ の書き換え), $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\exists x \widehat{\varphi} \rightarrow \widehat{\varphi(\varepsilon x \check{\varphi})}$$

なる形の式である. ただし $\widehat{\varphi}, \widehat{\varphi(\varepsilon x \check{\varphi})}$ はそれぞれ $\varphi, \varphi(\varepsilon x \check{\varphi})$ の書き換えとする. まず量化公理と演繹定理の逆より

$$\exists x \widehat{\varphi} \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \widehat{\varphi(\varepsilon x \check{\varphi})}$$

となる. ここで定理 3.2.36 より

$$\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \widehat{\varphi(\varepsilon x \check{\varphi})} \rightarrow \check{\varphi}(\varepsilon x \widehat{\varphi})$$

が成り立つので、三段論法より

$$\exists x \widehat{\varphi}, \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \check{\varphi}(\varepsilon x \widehat{\varphi})$$

となり、存在記号の公理

$$\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \check{\varphi}(\varepsilon x \widehat{\varphi}) \rightarrow \exists x \check{\varphi}$$

と併せて

$$\exists x \widehat{\varphi} \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \exists x \check{\varphi}$$

が従う. 存在記号の公理より

$$\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \exists x \check{\varphi} \rightarrow \check{\varphi}(\varepsilon x \check{\varphi})$$

が成り立つので、再び三段論法より

$$\exists x \widehat{\varphi} \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \check{\varphi}(\varepsilon x \check{\varphi})$$

が従う。ここで定理 3.2.36 より

$$\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \check{\varphi}(\varepsilon x \check{\varphi}) \rightarrow \widetilde{\varphi(\varepsilon x \check{\varphi})}$$

が成り立つので (定理 2.10.9 より $\check{\varphi}(\varepsilon x \check{\varphi})$ も $\varphi(\varepsilon x \check{\varphi})$ の書き換え)

$$\exists x \widehat{\varphi}, \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \widetilde{\varphi(\varepsilon x \check{\varphi})}$$

が得られる。 φ_i が $\varphi(\varepsilon x \rightarrow \check{\varphi}) \rightarrow \forall x \varphi$ なる式の場合も同様である。

case2 φ_i が

$$\varphi(\tau) \rightarrow \exists x \varphi$$

なる公理であれば、 $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\widetilde{\varphi(\tau)} \rightarrow \exists x \widehat{\varphi}$$

なる式となる。ただし $\widetilde{\varphi(\tau)}, \widehat{\varphi}$ はそれぞれ $\varphi(\tau), \varphi$ の書き換えとする。これは **HE** から演繹可能である。実際、定理 3.2.36 より

$$\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \widetilde{\varphi(\tau)} \rightarrow \widehat{\varphi}(\tau)$$

が成り立ち、他方で全称記号の公理より

$$\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \widehat{\varphi}(\tau) \rightarrow \exists x \widehat{\varphi}$$

が成り立つので、

$$\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \widetilde{\varphi(\tau)} \rightarrow \exists x \widehat{\varphi}$$

が従う。 φ_i が $\forall x \varphi \rightarrow \varphi(\tau)$ なる式の場合も同様である。

case3 φ_i が外延性公理

$$\forall x (x \in a \leftrightarrow x \in b) \rightarrow a = b$$

であるとき、 a, b が共に主要 ε 項ならばこれは \mathcal{L}_ε の文である。 a が $\{y \mid \varphi(y)\}$ なる項で b が主要 ε 項であるときは、 $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\forall x (\varphi(x) \leftrightarrow x \in b) \rightarrow \forall z (\varphi(z) \leftrightarrow z \in b)$$

なる形の文となり、これは **HE** で証明可能である。実際

$$\zeta \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z \rightarrow (\varphi(z) \leftrightarrow z \in b)$$

とおけば

$$\forall x (\varphi(x) \leftrightarrow x \in b) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\zeta) \leftrightarrow \zeta \in b$$

が成り立つので、全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\forall x (\varphi(x) \leftrightarrow x \in b) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall z (\varphi(z) \leftrightarrow z \in b)$$

となる. a が $\{y \mid \varphi(y)\}$ なる項で b が $\{z \mid \psi(z)\}$ なる項のときは, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\forall x (\varphi(x) \leftrightarrow \psi(x)) \rightarrow \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u))$$

なる形の文となり, これも **HE** で証明可能である. a が主要 ε 項で b が $\{z \mid \psi(z)\}$ なる項のときも同様に $\widehat{\varphi}_i$ は **HE** で証明可能である.

case4 φ_i が内包性公理

$$\forall x (x \in \{y \mid \varphi(y)\} \leftrightarrow \varphi(x))$$

なる式であるとき, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\forall x (x \in \varphi(x) \leftrightarrow \varphi(x))$$

なる式であり, これは **HE** から証明可能である. 実際

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (\varphi(x) \leftrightarrow \varphi(x))$$

とおけば, 含意の反射律 (論理的定理 3.1.5) と論理積の導入より

$$\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\tau) \leftrightarrow \varphi(\tau)$$

が成り立つので, 全称の導出 (論理的定理 3.2.29) より

$$\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall x (x \in \varphi(x) \leftrightarrow \varphi(x))$$

となる.

case5 φ_i が要素の公理

$$a \in b \rightarrow \exists x (a = x)$$

なる式であるとき, a も b も主要 ε 項ならば

$$\Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \exists x (a = x)$$

(定理 4.1.3) と含意の導入

$$\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \exists x (a = x) \rightarrow (a \in b \rightarrow \exists x (a = x))$$

から

$$\Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} a \in b \rightarrow \exists x (a = x)$$

が従う. a が主要 ε 項で b が $\{z \mid \psi(z)\}$ なる項であるとき, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\psi(a) \rightarrow \exists x (a = x)$$

となるが, 上と同様にして **HE** で証明できる. a が $\{y \mid \varphi(y)\}$ なる項で b が主要 ε であるとき, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b) \rightarrow \exists x \forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in x)$$

となるが、これも **HE** で証明可能で、実際

$$\begin{aligned}\sigma &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s), \\ \tau &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon v \rightarrow (\varphi(v) \leftrightarrow v \in \sigma)\end{aligned}$$

とおけば

$$\begin{aligned}\exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in \sigma) \wedge \sigma \in b, \\ \exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in \sigma), \\ \exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in b) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\tau) \leftrightarrow \tau \in \sigma, \\ &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in \sigma), \\ &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \exists x \forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in x)\end{aligned}$$

が成り立つ。 a が $\{y \mid \varphi(y)\}$ なる項で b が $\{z \mid \psi(z)\}$ なる項であるとき、 $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\exists s (\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \psi(s)) \rightarrow \exists x \forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in x)$$

となるが、これも同様に **HE** で証明可能である。

case6 φ_i が相等性公理

$$a = b \rightarrow b = a$$

なる式である場合、たとえば a が $\{y \mid \varphi(y)\}$ なる項で b が主要 ε 項であれば、 $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b) \rightarrow \forall v (v \in b \leftrightarrow \varphi(v))$$

となるが、これは **HE** で証明可能であって、実際

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon v \rightarrow (v \in b \leftrightarrow \varphi(v))$$

とおけば

$$\begin{aligned}\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\tau) \leftrightarrow \tau \in b, \\ \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \tau \in b \leftrightarrow \varphi(\tau), \\ &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall v (v \in b \leftrightarrow \varphi(v))\end{aligned}$$

が成り立つ。 a も b も内包項である場合や、 a が主要 ε 項で b が内包項である場合も同様のことが言える。

case7 φ_i が相等性公理

$$a = b \rightarrow (a \in c \rightarrow b \in c)$$

なる式である場合、

case(7-1) a と b が主要 ε 項で c が $\{x \mid \xi(x)\}$ なる項であれば、 $\widehat{\varphi}_i$ は

$$a = b \rightarrow (\xi(a) \rightarrow \xi(b))$$

となるが、代入原理 (定理 4.3.1) より

$$\Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} a = b \rightarrow (\xi(a) \rightarrow \xi(b))$$

が成り立つ。

case(7-2) a と c が主要 ε 項で b が $\{z \mid \psi(z)\}$ なる項であれば, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)) \rightarrow (a \in c \rightarrow \exists t (\forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in t) \wedge t \in c))$$

となるが,

$$\omega \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon w \rightarrow (\psi(w) \leftrightarrow w \in a)$$

とおけば

$$\forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi(\omega) \leftrightarrow \omega \in a$$

が成り立つので

$$\forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in a)$$

が従い,

$$\forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)), a \in c \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in a) \wedge a \in c$$

より

$$\forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)), a \in c \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \exists t (\forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in t) \wedge t \in c))$$

となる.

case(7-3) a が主要 ε 項で b が $\{z \mid \psi(z)\}$ なる項で c が $\{x \mid \xi(x)\}$ なる項であれば, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)) \rightarrow (\xi(a) \rightarrow \exists t (\forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in t) \wedge \xi(t)))$$

となるが,

$$\omega \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon w \rightarrow (\psi(w) \leftrightarrow w \in t)$$

とおけば

$$\forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi(\omega) \leftrightarrow \omega \in a$$

が成り立つので

$$\forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in t)$$

が従い,

$$\forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)) \xi(a) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in t) \wedge \xi(a)$$

より

$$\forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)) a \in c \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \exists t (\forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in t) \wedge \xi(t))$$

となる.

case(7-4) a が $\{y \mid \varphi(y)\}$ なる項で b と z が主要 ε 項の場合, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b) \rightarrow (\exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c) \rightarrow b \in c)$$

となるが,

$$\begin{aligned}\sigma &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c), \\ \delta &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon u \rightarrow (u \in \sigma \leftrightarrow u \in b)\end{aligned}$$

とおけば

$$\begin{aligned}\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\delta) \leftrightarrow \delta \in b, \\ \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\delta) \leftrightarrow \delta \in \sigma\end{aligned}$$

が成り立つので

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \delta \in \sigma \leftrightarrow \delta \in b$$

が従い,

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall u (u \in \sigma \leftrightarrow u \in b)$$

となり, 外延性公理より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c), \Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \sigma = b$$

が出る. 一方で

$$\exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \sigma \in c$$

となるので, 相等性公理より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c), \Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} b \in c$$

が成り立つ.

case(7-5) a が $\{y \mid \varphi(y)\}$ なる項で b が主要 ε 項で z が $\{x \mid \xi(x)\}$ なる項の場合, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b) \rightarrow (\exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)) \rightarrow \xi(b))$$

となるが,

$$\begin{aligned}\sigma &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)), \\ \delta &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon u \rightarrow (u \in \sigma \leftrightarrow u \in b)\end{aligned}$$

とおけば

$$\begin{aligned}\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\delta) \leftrightarrow \delta \in b, \\ \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\delta) \leftrightarrow \delta \in \sigma\end{aligned}$$

が成り立つので

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \delta \in \sigma \leftrightarrow \delta \in b$$

が従い,

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall u (u \in \sigma \leftrightarrow u \in b)$$

となり, 外延性公理より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)), \Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \sigma = b$$

が出る. 一方で

$$\exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \xi(\sigma)$$

となるので, 代入原理 (定理 4.3.1) より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)), \Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \xi(b)$$

が成り立つ.

case(7-6) a が $\{y \mid \varphi(y)\}$ なる項で b が $\{z \mid \psi(z)\}$ なる項で c が主要 ε 項であれば, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\begin{aligned} \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)) &\rightarrow (\exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c)) \\ &\rightarrow \exists t (\forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in t) \wedge t \in c)) \end{aligned}$$

となるが,

$$\begin{aligned} \tau &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c), \\ \omega &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon w \rightarrow (\psi(w) \leftrightarrow w \in t) \end{aligned}$$

とおけば, まず

$$\begin{aligned} \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\omega) \leftrightarrow \psi(\omega), \\ \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\omega) \leftrightarrow \omega \in \tau \end{aligned}$$

が成り立つので

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi(\omega) \leftrightarrow \omega \in \tau$$

が従い

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in \tau)$$

が出る. 他方で

$$\exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \tau \in c,$$

が成り立つので,

$$\begin{aligned} \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c) \\ \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in \tau) \wedge \tau \in c \end{aligned}$$

となり

$$\begin{aligned} \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge s \in c) \\ \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \exists t (\forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in t) \wedge t \in c) \end{aligned}$$

が得られる.

case(7-7) a が $\{y \mid \varphi(y)\}$ なる項で b が $\{z \mid \psi(z)\}$ なる項で c が $\{x \mid \xi(x)\}$ なる項であれば, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\begin{aligned} \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)) &\rightarrow (\exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)) \\ &\rightarrow \exists t (\forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in t) \wedge \xi(t))) \end{aligned}$$

となるが,

$$\begin{aligned} \tau &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)), \\ \omega &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon w \rightarrow (\psi(w) \leftrightarrow w \in t) \end{aligned}$$

とおけば, まず

$$\begin{aligned} \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\omega) \leftrightarrow \psi(\omega), \\ \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\omega) \leftrightarrow \omega \in \tau \end{aligned}$$

が成り立つので

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi(\omega) \leftrightarrow \omega \in \tau$$

が従い

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in \tau)$$

が出る. 他方で

$$\exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \xi(\tau),$$

が成り立つので,

$$\begin{aligned} \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)) \\ \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in \tau) \wedge \xi(\tau) \end{aligned}$$

となり

$$\begin{aligned} \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall v (\varphi(v) \leftrightarrow v \in s) \wedge \xi(s)) \\ \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \exists t (\forall w (\psi(w) \leftrightarrow w \in t) \wedge \xi(t)) \end{aligned}$$

が得られる.

case8 φ_i が相等性公理

$$a = b \rightarrow (c \in a \rightarrow c \in b)$$

なる式である場合,

case(8-1) a と b が主要 ε 項で c が $\{x \mid \xi(x)\}$ なる項であれば, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\begin{aligned} a = b &\rightarrow (\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a) \\ &\rightarrow (\exists t (\forall v (\xi(v) \leftrightarrow v \in t) \wedge t \in b))) \end{aligned}$$

となるが, ここで

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a)$$

とおけば

$$\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \sigma \in a$$

が成り立つので、相等性公理より

$$a = b, \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a), \Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \sigma \in b$$

となる。他方で

$$\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in \sigma)$$

も成り立つので

$$a = b, \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a), \Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in \sigma) \wedge \sigma \in b$$

が従い、

$$a = b, \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a), \Sigma \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \exists t (\forall v (\xi(v) \leftrightarrow v \in t) \wedge t \in b)$$

が出る。

case(8-2) a と c が主要 ε 項で b が $\{z \mid \psi(z)\}$ なる項であれば、 $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)) \rightarrow (c \in a \rightarrow \psi(c))$$

となるが、これは

$$\forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)) \vdash c \in a \rightarrow \psi(c)$$

より直接得られる。

case(8-3) a が主要 ε 項で b が $\{z \mid \psi(z)\}$ なる項で c が $\{x \mid \xi(x)\}$ なる項であれば、 $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\begin{aligned} \forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)) &\rightarrow (\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a) \\ &\rightarrow \exists t (\forall v (\xi(v) \leftrightarrow v \in t) \wedge \psi(t))) \end{aligned}$$

となるが、

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a)$$

とおけば

$$\begin{aligned} \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \sigma \in a, \\ \forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)) &\vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \sigma \in a \rightarrow \psi(\sigma) \end{aligned}$$

より

$$\forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi(\sigma)$$

が成り立つ。他方で

$$\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in \sigma)$$

も成り立つので、

$$\omega \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon v \rightarrow (\xi(v) \leftrightarrow v \in \sigma)$$

とおけば

$$\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \xi(\omega) \leftrightarrow \omega \in \sigma$$

となり

$$\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall v (\xi(v) \leftrightarrow v \in \sigma)$$

が従う。ゆえに

$$\begin{aligned} & \forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a) \\ & \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall v (\xi(v) \leftrightarrow v \in \sigma) \wedge \psi(\sigma) \end{aligned}$$

が従い

$$\begin{aligned} & \forall u (u \in a \leftrightarrow \psi(u)), \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge s \in a) \\ & \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \exists t (\forall v (\xi(v) \leftrightarrow v \in t) \wedge \psi(t)) \end{aligned}$$

が出る。

case(8-4) a が $\{y \mid \varphi(y)\}$ なる項で b と z が主要 ε 項の場合, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b) \rightarrow (\varphi(c) \rightarrow c \in b)$$

となるが, これは

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(c) \rightarrow c \in b$$

から直接得られる。

case(8-5) a が $\{y \mid \varphi(y)\}$ なる項で b が主要 ε 項で z が $\{x \mid \xi(x)\}$ なる項の場合, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\begin{aligned} & \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b) \rightarrow (\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \\ & \rightarrow \exists t (\forall v (\xi(v) \leftrightarrow v \in t) \wedge t \in b)) \end{aligned}$$

となるが,

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s))$$

とおけば,

$$\begin{aligned} & \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\sigma), \\ & \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\sigma) \rightarrow \sigma \in b \end{aligned}$$

より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \sigma \in b$$

が成り立つ。他方で

$$\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in \sigma)$$

も成り立つので,

$$\omega \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon v \rightarrow (\xi(v) \leftrightarrow v \in \sigma)$$

とおけば

$$\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \xi(\omega) \leftrightarrow \omega \in \sigma$$

となり

$$\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall v (\xi(v) \leftrightarrow v \in \sigma)$$

が従う。ゆえに

$$\begin{aligned} & \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \\ & \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall v (\xi(v) \leftrightarrow v \in \sigma) \wedge \sigma \in b \end{aligned}$$

が従い

$$\begin{aligned} & \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \\ & \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \exists t (\forall v (\xi(v) \leftrightarrow v \in t) \wedge t \in b) \end{aligned}$$

が出る。

case(8-6) a が $\{y \mid \varphi(y)\}$ なる項で b が $\{z \mid \psi(z)\}$ なる項で c が主要 ε 項であれば, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)) \rightarrow (\varphi(c) \rightarrow \psi(c))$$

となるが, これは

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow \psi(u)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(c) \rightarrow \psi(c)$$

から直接得られる。

case(8-7) a が $\{y \mid \varphi(y)\}$ なる項で b が $\{z \mid \psi(z)\}$ なる項で c が $\{x \mid \xi(x)\}$ なる項であれば, $\widehat{\varphi}_i$ は

$$\begin{aligned} & \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b) \rightarrow (\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \\ & \rightarrow \exists t (\forall v (\xi(v) \leftrightarrow v \in t) \wedge \psi(t))) \end{aligned}$$

となるが,

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s))$$

とおけば,

$$\begin{aligned} & \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\sigma), \\ & \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \varphi(\sigma) \rightarrow \psi(\sigma) \end{aligned}$$

より

$$\forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \psi(\sigma)$$

が成り立つ。他方で

$$\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in \sigma)$$

も成り立つので,

$$\omega \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon v \rightarrow (\xi(v) \leftrightarrow v \in \sigma)$$

とおけば

$$\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \xi(\omega) \leftrightarrow \omega \in \sigma$$

となり

$$\exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall v (\xi(v) \leftrightarrow v \in \sigma)$$

が従う。ゆえに

$$\begin{aligned} & \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \\ & \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \forall v (\xi(v) \leftrightarrow v \in \sigma) \wedge \psi(\sigma) \end{aligned}$$

が従い

$$\begin{aligned} & \forall u (\varphi(u) \leftrightarrow u \in b), \exists s (\forall u (\xi(u) \leftrightarrow u \in s) \wedge \varphi(s)) \\ & \vdash_{\mathbf{HE}, \mathcal{L}_\varepsilon} \exists t (\forall v (\xi(v) \leftrightarrow v \in t) \wedge \psi(t)) \end{aligned}$$

が出る。 ■

第 6 章

結論

本論文では類 (多くの場面ではカタカナで「クラス」と呼ばれる) を扱うための **ZF** 集合論の一つの拡張を提示した。それは主要 ε 項を集合の基本形とし、内包的記法によって書かれた記号列を正式に項として採用することによって為されたし、拡張に合わせて集合論の公理や証明の規則を変形してもその証明力が **ZF** 集合論の保存拡大になっていることも示した。 ε 項の中でも主要 ε 項のみ抽出して他は切り捨てるという点が Hilbert の ε 計算との大きな違いである。本論文では集合の具体化、さらに言えば量化の亘る範囲の具体化に特化しているのでこれで問題は無かった。本論文の集合論では集合も類も全て記号列で書けるモノであるし、使う記号は論理記号、文字、及び ε や ι など有限個しかないので、序論でも述べた通り集合も類も可算個しかない。これでは様々な無限を扱う集合論には不釣合に思えるが、Gödel の完全性定理によると **ZF** 集合論が無矛盾であれば可算集合のモデルが作れるのでおかしい話ではない。ただし、実際に集合論を組み立てていく中で、本論文の集合論には大きな難点があると判明した。証明が冗長になる点である。**ZF** 集合論の証明では変項がむき出しであるまま使えるところを、本論文では証明は全て文で行うことにしてしまったために、一々主要 ε 項を用意してその項の代用のための文字が増えてしまうし、また汎化の代わりに

$$\varphi(\varepsilon x \rightarrow \varphi(x)) \rightarrow \forall x \varphi(x)$$

を用いるため、証明の初めには然るべき主要 ε を一々宣言しなくてはならない。とはいえ若干冗長さを取り除く論法があつて、たとえば $\forall x \varphi(x)$ を示したいのなら、証明の始めに「 τ を $\varepsilon x \rightarrow \varphi(x)$ とする」と書くのではなく「任意の集合 τ に対して」と書けばよい。なぜなら τ が集合であればそれは何らかの主要 ε 項に等しいわけだし、また任意の τ で言えることは $\varepsilon x \rightarrow \varphi(x)$ に対しても言えるからである。同様に $\exists x \psi(x)$ が導かれたら、「 σ を $\varepsilon x \psi(x)$ とおけば $\psi(\sigma)$ が成り立つ」と書く代わりに「 $\psi(\sigma)$ を満たす集合 σ が取れる」と書けばよい。

謝辞

本論文の内容は確率論とは程遠い集合論の基礎であるにもかかわらず，終始ご指導下さった指導教員の深澤正彰先生に厚く御礼申し上げます．また時おり研究室で近況をたずねて下さった永沼伸顕先生には精神面で支えられました．厚く御礼申し上げます．

参考文献

- [1] D. Hilbert and P. Bernays, 数学の基礎 (吉田夏彦, 瀧野昌訳), 丸善出版株式会社, 2012, pp. 23-63, ISBN 978-4-621-06405-4.
- [2] G. Moser and R. Zach, “The epsilon calculus and Herbrand complexity,” *Studia Logica*, vol. 82, no. 1, pp. 133-155, 2006.
- [3] K. Miyamoto and G. Moser, “The epsilon calculus with equality and Herbrand complexity,” arXiv:1904.11304, 2019.
- [4] N. Bourbaki, 数学原論 集合論 1 (前原昭二訳), 第一刷, 東京都書株式会社, 1968, pp. 64-65.
- [5] 島内剛一, 数学の基礎, 第 1 版, 日本評論社, 2016, p. 67, ISBN 978-4-535-60106-2.
- [6] 竹内外史, 現代集合論入門, 増強版, 日本評論社, 2016, pp. 138-183, ISBN 978-4-535-60116-1.
- [7] K. Gödel, *The Consistency of the Continuum Hypothesis*, 8th printing, Princeton University Press 1970, p. 3, ISBN 0-691-07927-7.
- [8] A. Morse, *A Theory of Sets*, Academic Press, 1965, pp. xix-xxiii.
- [9] W. Quine, *Mathematical Logic*, revised edition, Harvard University Press, 1965.
- [10] K. Kunen, キューネン数学基礎論講義 (藤田博司訳), 第 1 版, 日本評論社, 2016, pp. 123-221, ISBN 978-4-535-78748-3.
- [11] 前原昭二, 記号論理入門, 新装版, 日本評論社, 2018, pp. 106-115, ISBN 4-535-60144-5.
- [12] 戸次大介, 数理論理学, 初版, 東京大学出版会, 2016, pp. 148-166, ISBN 978-4-13-062915-7.
- [13] 菊地誠, 不完全性定理, 初版, 共立出版株式会社, 2017, pp. 86-91, ISBN 978-4-320-11096-0.
- [14] G. Takeuti, *Proof Theory*, vol. 81, North-Holland Publishing Company, 1975, pp. 15-17, ISBN 0-7204-2200-0.

索引

Henkin 拡大, 173

現れる, 8
 ε 項, 16, 17
上の, 8
宇宙, 92
書き換え, 37
合併, 135
含意, 59
帰納的定義, 7
空集合, 104
原子式, 8, 16, 23
項, 6, 8
公理, 57
公理系, 57
古典論理, 156
固有変項, 158
最小論理, 159
式, 6, 8
始切片, 10, 19, 24
集合, 86
主要 ε 項, 34
主要内包項, 34
証人, 35
証明, 57, 59, 156
証明可能, 58
証明体系, 156
真, 57
真部分項, 8, 18, 23
真部分式, 9, 18, 23
真類, 86
順序対, 149
自由, 30
自由な出現, 30
推論規則, 58
正則証明, 179
正則内包項, 34
全称閉包, 177
束縛, 29
存在文, 35
対偶, 63
代入原理, 98
超記号, 7
直部分項, 8, 18, 23
直部分式, 9, 18, 23
直観主義論理, 5
対, 127
定義記号, 66
定義による拡大, 3
定理, 59
等号, 87
同値, 66
内包項, 22
中の, 8
二重否定, 64
汎化, 58, 157
場合分け, 67

爆発律, 72
否定, 59
部分項, 8, 18, 23
部分式, 9, 18, 23
部分集合, 113
部分類, 113
文, 30
分出公理, 104
閉式, 30
変項, 7
冪, 146
保存拡大, 5
メタ公理, 10
メタ証明, 10
メタ定義, 10
メタ定理, 10
量化, 29
類, 33
論理式, 6
論理積, 59
論理的公理, 57
論理的定理, 57
論理和, 59

スコープ, 12, 13, 20, 26