

0.1 徒然なるままに支離滅裂

わからないわからないわからない

基礎論における証明は大抵が直感に頼っているように見えますが，ではその直感が正しいとは誰が保証するのでしょうか．手元にあるどの本でも保証されていません．もしかしたら神様という超然的な存在を暗黙の裡に認めていて，直感とは神様が用意した論理であるとして無断で使っているだけなのかもしれませんが，残念ながら読者はテレパシーを使えないので，筆者の暗黙の了解を推察するなんて困難です．

しかしながら，暗黙の了解を排除しようとする，その分だけ日本語による明示的な約束が必要になります．すると新たな問題が生じます．それは日本語で書かれた言明をどこまで信用するか，という問題です．基礎論の難しさは，その表面上のややこしさよりも日本語に対する認識を揃えることにあるのでしょうか．

論理構造を集合論の結果を用いて解明しようというのならまだしも (こちらは数理論理学と呼ばれる分野で，本来は数学基礎論とは別物だそうです)，集合論を構築することが目的である場合，その土台となる基礎論を集合論の上に展開すると理論が循環することになるでしょう．基礎論が基礎にしている集合論は「メタ理論」と呼ばれるらしいですが，その「メタ理論」がどう構成されたのかという点には誰も全く言及していないのですから，「メタ理論」という言葉は単なる逃げ口上にしか聞こえず，理論の循環を解消できません．

前提：我々は数の概念を持っている．個数の概念を持っている．物の数を数えることが出来る．数の概念とは？個数の概念とは？ここで言う数は数学的に構成する数ではなくて，神が用意した概念としての数．そこまで踏み込むときりがない．

0.2 言語

本稿の世界を展開するために使用する言語は二つある．一つは自然言語の日本語であり，もう一つは記号のみで作られた人工的な言語である．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．

まず，人工的な言語である \mathcal{L} を設定する．以下は \mathcal{L} を構成する要素である：

矛盾記号 \perp

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

述語記号 $=, \in$

使用文字 ローマ字及びギリシア文字．

接項記号 \vdash

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} の単語や文章として扱う． \mathcal{L} 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，最小単位の文章を形成する．例えば

$$\in st$$

は \mathcal{L} の文章となり，日本語には“ s は t の要素である”と翻訳される． \mathcal{L} の文章を式 (formula) 或いは論理式と呼ぶ．論理記号は主に式同士を繋ぐ役割を持つ．

0.3 項

文字は項として使われるが、文字だけを項とするのは不十分であり、例えば 1000 個の相異なる項が必要であるといった場合には異体字まで駆使しても不足する。そこで、文字 x と y に対して

$$\mathfrak{h}xy$$

もまた項であると約束する。これは

$$\mathfrak{h}(x, y)$$

や

$$x\mathfrak{h}y$$

などを書く方が見やすいかもしれないが、当面は始めの記法 (前置記法やポーランド記法と呼ばれる) を用いる。また、 τ と σ を項とするときに

$$\mathfrak{h}\tau\sigma$$

も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

$$x, \mathfrak{h}xx, \mathfrak{h}\mathfrak{h}xxx, \mathfrak{h}\mathfrak{h}\mathfrak{h}xxxx$$

はいずれも項ということになる。極端なことを言えば、「1000 個の項を用意してくれ」と頼まれたとしても \mathfrak{h} と x のみを使って 1000 個の項を作り出すことが出来るのだ。

大切なのは、 \mathfrak{h} を用いれば理屈の上では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{h} が出てくるかと言えば否である。 \mathfrak{h} 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。

超記号

上で「 τ と σ を項とするときに」と書いたが、これは一時的に τ と σ をそれぞれ或る項に代用しているだけであって、この場合の τ や σ を **超記号**と呼ぶ。要は便宜上の代用記号であって、「 A を式とする」など式にも超記号が宣言される。

項は形式的には次のよう定義される:

- 項
- 文字は項である。
 - τ と σ を項とするとき、 $\mathfrak{h}\tau\sigma$ は項である。
 - 以上のみが項である。

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」と加えている。

「以上のみが項である」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、この言明が“ τ は或る文字に代用されている”か“項 x と項 y が取れて (いずれも超記号)、 τ は $\mathfrak{h}xy$ 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のは、言うまでもない、であろうか。直感的にはそうであっても直感を万人が共有している保証はないから、やはりここは明示的に、「 τ が項である」という言明の解釈は

- τ は或る文字に代用されている
- 項 x と項 y が取れて (いずれも超記号), τ は $\sqcup xy$ に代用されている

に限られると決めてしまおう。こちらの方が誤解を生まない。

暗に宣言された超記号

上で「項 x と項 y が取れて」と書いたが、この x と y 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「二つの項 (これをそれぞれ x と y で表す) が取れて」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。

0.4 式

式も項と同様に帰納的に定義される:

- 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。これを原子式 (**atomic formula**) と呼ぶ。
 - φ を式とすると、 $\rightarrow \varphi$ は式である。
 - φ と ψ を式とすると、 $\vee \varphi \psi$, $\wedge \varphi \psi$, $\implies \varphi \psi$ 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。

例えば「 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 $\rightarrow \psi$ である
- 式 ψ と式 ξ が得られて、 φ は $\vee \psi \xi$ 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 $\implies \psi \xi$ 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

に限られる。

0.5 部分式

式から切り取ったひとつづきの部分列で、それ自身が式であるものを元の式に対して部分式 (**sub formula**) と呼ぶ。

例えば φ と ψ を式とすると、 φ と ψ は $\vee \varphi \psi$ の部分式である。元の式全体も部分式と捉えることにするが、自分自身を除く部分式を特に真部分式 (**proper sub formula**) と呼ぶことにする。

0.6 始切片

φ を式とすると、 φ の左端から切り取るひとつづきの部分列を φ の始切片 (initial segment) と呼ぶ。例えば φ が

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

である場合、

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

や

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

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。

本節の主題は次である。

メタ定理 0.6.1. (★) φ を式とすると、 φ の始切片で式であるものは φ 自身に限られる。

これを示すには次の原理を用いる：

メタ公理 0.6.2 (式に対する構造的帰納法). 式に対する言明に対し、

- \perp に対してその言明が当てはまる。
- 原子式に対してその言明が当てはまる。
- 式が任意に与えられた^{*1}ときに、その全ての真部分式に対してその言明が当てはまるならば、その式自身に対してもその言明が当てはまる。

ならば、いかなる式に対してもその言明は当てはまる。

では定理を示す。 \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、 φ の真部分式に対しては (★) が当てはまっているとする。

ケース 1 式 ψ が得られて φ が

$$\rightarrow \psi$$

であるとき、 ψ は φ の真部分式であるので (★) は当てはまる。 φ の始切片で式であるものは、式 ξ を用いて $\rightarrow \xi$ と表せるが、 ξ は ψ の始切片であるから、帰納法の仮定より 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。

^{*1} “任意に与えられた式”とはどう解釈するべきか。どんな式に対しても？

ケース2 式 ψ と ξ が得られて φ が

$$\forall \psi \xi$$

であるとする。 φ の始切片で式であるものも \forall が左端に来るので、式 η と式 ζ が得られて始切片は

$$\forall \eta \zeta$$

と表せる。 ψ と η , ξ と ζ はいずれも φ の真部分式であるので (★) が当てはまる。そして ψ と η は一方が他方の始切片であるので、(★) 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、(★) より一致する。ゆえに $\forall \psi \xi$ と $\forall \eta \zeta$ は一致する。つまり φ の始切片で式であるものは φ 自身に限られる。 φ が $\wedge \psi \xi$ や $\implies \psi \xi$ である場合も同じである。

ケース3 項 x と式 ψ が得られて、 φ が

$$\forall x \psi$$

であるとき、 φ の始切片で式であるものは、式 ξ が取れて

$$\forall x \xi$$

と表せる。このとき ξ は ψ の始切片であるし、また ψ は φ の真部分式であるから、(★) より ψ と ξ 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。 φ が $\forall x \psi$ である場合も同じである。 ■

0.7 スコープ

φ を式とし、 s を φ に現れた記号とすると、 s のその出現位置から始まる φ の部分式を s のスコープ (scope) と呼ぶ。具体的に、 φ を

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

としよう。このとき 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:

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

他にも、 φ の左から4番目に \wedge が現れるが、この右側に

$$\implies \in xy \in xz$$

と

$$\implies \in xz \in xy$$

の二つの式が続いていて、 \wedge を起点に

$$\wedge \implies \in xy \in xz \implies \in xz \in xy$$

なる式が φ の上に現れている:

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

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

$$\wedge \implies \in xy \in xz \implies \in xz \in xy$$

なる式が続き、

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

なる式が φ の上に現れている:

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

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」が一般の式に対して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。

メタ定理 0.7.1. (★★) φ を式とすると、

- \mathfrak{h} が φ に現れたとき、項 σ と項 τ が得られて、 \mathfrak{h} のその出現位置から $\mathfrak{h}\sigma\tau$ なる項が φ の上に現れる。また \mathfrak{h} のその出現位置から始まる φ 上の項は $\mathfrak{h}\sigma\tau$ に限られる。
- \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。また \in のその出現位置から始まる φ の部分式は $\in\sigma\tau$ に限られる。 \in が $=$ であっても同じ主張が成り立つ。
- \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。また \rightarrow のその出現位置から始まる φ の部分式は $\rightarrow\psi$ に限られる。
- \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。また \forall のその出現位置から始まる φ の部分式は $\forall\psi\xi$ に限られる。 \forall が \wedge や \implies であっても同じ主張が成り立つ。
- \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。また \exists のその出現位置から始まる φ の部分式は $\exists x\psi$ に限られる。 \exists が \vee であっても同じ主張が成り立つ。

\perp に対しては上の言明は当てはまる。

$\in\tau\sigma$ なる式に対しては、 \in のスコープは $\in\tau\sigma$ に他ならない。 $=\tau\sigma$ なる式についても、 $=$ のスコープは $=\tau\sigma$ に他ならない。

φ を任意に与えられた式とし、 φ の真部分式に対しては (★★) が当てはまっているとする。

ケース 1

式 φ と ψ に対して上の言明が当てはまるとする。式 $\rightarrow\varphi$ に対して、 σ が左端の \rightarrow であるとき $\sigma\varphi$ は $\rightarrow\varphi$ の部分式である。また $\sigma\psi$ が σ のその出現位置から始まる $\rightarrow\varphi$ の部分式であるとする、 ψ は φ の左端から始まる φ の部分式ということになるので帰納法の仮定より φ と ψ は一致する。 σ が φ に現れる記号であれば、帰納法の仮定より σ から始まる φ の部分式が一意的に得られる。その部分式は $\rightarrow\varphi$ の部分式でもあるし、 $\rightarrow\varphi$ の部分式としての一意性は帰納法の仮定より従う。

式 $\forall\varphi\psi$ に対して、 σ が左端の \forall であるとき、式 ξ と η が得られて $\sigma\xi\eta$ が $\forall\varphi\psi$ の部分式となったとすると、 ξ と φ は左端を同じくし、どちらか一方は他方の部分式である。 ξ が φ の部分式であるならば、帰納法の仮定より ξ と φ

は一致する。 φ が ξ の部分式であるならば、 ξ と ψ が重なるとなると ψ の左端の記号から始まる ξ の部分式と ψ は一致しなくてはならない。

量化

φ に \forall が現れるとき、その \forall に後続する項 x が取れるが、このとき項 x は \forall のスコープ内で量化されている (**quantified**) という。詳しく言い直せば、項 x と式 ψ が取れて、その \forall のスコープは

$$\forall x\psi$$

なる式で表されるが、このとき x は $\forall x\psi$ において量化されているという。

0.8 言語の拡張

式の対象化を図るため、言語 \mathcal{L} を言語 \mathcal{L}' に拡張する。拡張する際に

$$\{, |, \}$$

の記号を新しく導入する。

ここで \mathcal{L} の項を変項と呼ぶことにしよう。つまり変項とは、文字と \mathfrak{h} によって構成された記号列である。

項 変項は項である。また A を \mathcal{L} の式とし、変項 x が A に現れて、かつ x のみが A で自由であるとき、 $\{x|A\}$ と εxA は項である。変項に対して、新しく導入された項のことを閉項と呼ぶことにしよう。

式

- \perp は式である。
- 項 s と t に対して $\in st$ と $= st$ は式である。これを原子式と呼ぶ。
- φ を式とすると $\rightarrow \varphi$ は式である。
- φ と ψ を式とすると、以下はいずれも式である。

$$\forall \varphi\psi,$$

$$\wedge \varphi\psi,$$

$$\rightarrow \varphi\psi.$$

- 変項 x が式 φ に現れるとき、 $\forall x\varphi$ と $\exists x\varphi$ は式である。
- 以上のみが式である。

φ を \mathcal{L}' の式とし、 s を φ に現れる記号とすると、

- (0) s は \mathcal{L} の定項である。
- (1) s は文字である。
- (2) s は \mathfrak{h} である。
- (2) s は $\{$ である。
- (3) s は $|$ である。
- (4) s は $\}$ である。
- (5) s は \perp である。
- (6) s は \in か $=$ である。
- (7) s は \rightarrow である。
- (8) s は $\forall, \wedge, \rightarrow$ のいずれかである。

(★★) いま, φ を任意に与えられた式としよう.

- \mathfrak{h} が φ に現れたとき, \mathcal{L} の項 τ と σ が得られて, $\mathfrak{h}\tau\sigma$ は \mathfrak{h} のその出現位置から始まる \mathcal{L} の項となる. また \mathfrak{h} のその出現位置から始まる \mathcal{L} の項は $\mathfrak{h}\tau\sigma$ のみである.
- $\{$ が φ に現れたとき, \mathcal{L} の変項 x 及び \mathcal{L} の式 A が得られて, $\{x|A\}$ は $\{$ のその出現位置から始まる項となる. また $\{$ のその出現位置から始まる項は $\{x|A\}$ のみである.
- $|$ が φ に現れたとき, 変項 x と \mathcal{L} の式 A が得られて, $\{x|A\}$ は $|$ のその出現位置から広がる項となる. また $|$ のその出現位置から広がる項は $\{x|A\}$ のみである.
- $\}$ が φ に現れたとき, 変項 x と式 A が得られて, $\{x|A\}$ は $\}$ のその出現位置を終点とする項となる. また $\}$ のその出現位置を終点とする項は $\{x|A\}$ のみである.

\mathfrak{h} に対して $\mathfrak{h}\tau\sigma$ なる変項 τ と σ が得られること \mathfrak{h} が原子項に現れたら, 原子項とは文字 x, y によって

$$\mathfrak{h}xy$$

と表されるものであるから, \mathfrak{h} に対して変項 τ, σ (すなわち文字 x, y) が取れたことになる. \mathfrak{h} が項に現れたとする. 項とは, 変項 x, y によって

$$\mathfrak{h}xy$$

で表されるものであり, \mathfrak{h} は左端の \mathfrak{h} であるか, x に現れるか, y に現れる. \mathfrak{h} が x か y に現れるときは帰納法の仮定により, \mathfrak{h} が左端のものである場合は x が τ , y が σ ということになる.

変項の始切片で変項であるものは自分自身のみ x が文字である場合はそう. x の任意の部分変項が言明を満たしているなら, x は $\mathfrak{h}st$ なる変項である (生成規則) から, x の始切片は $\mathfrak{h}uv$ なる変項である. s, t, u, v はいずれも x の部分変項なので仮定が適用されている. ゆえに s と u は一方が他方の始切片であり, 一致する. すなわち t と v も一方が他方の始切片であり一致する. ゆえに x の始切片で変項であるものは x 自身である.

\mathfrak{h} に対して得られる変項の一意性 $\mathfrak{h}xy$ と $\mathfrak{h}st$ が共に変項であるとき, x と s , y と t は一致するか. $\mathfrak{h}xy$ が原子項であるときは明らかである. x の始切片で変項であるものは x 自身に限られるので, x と s は一致する. ゆえに t は y の始切片であり, t と y も一致する.

生成規則より x と A が得られるか φ が原子式であるとき, $\{$ が現れるとすれば項の中である. 項とは \mathcal{L} の項であるか $\{x|A\}$ なるものである. $\{$ が現れたならば $\{$ とは $\{x|A\}$ の $\{$ である.

φ の任意の部分式に対して言明が満たされているとする. φ とは $\rightarrow \psi, \vee \psi \xi, \dots$ の形であるから, φ に現れた $\{$ とは ψ や ξ に現れるのである. ゆえに仮定より x と A が取れるわけである.

$\{$ に対して 項の生成規則より x と A が得られる. $\{y|B\}$ もまた $\{$ から始まる項である場合, 順番に見ていって x と y は一方が他方の始切片という関係になるから一致する. すると A と B は一方が他方の始切片という関係になり, (★) より A と B は一致する.

$|$ について 項の生成規則より x と A が得られる. $\{y|B\}$ もまた $|$ から広がる項である場合, 順番に見ていって x にも y にも $\{$ という記号は現れないので x と y は一致する. A と B は一方が他方の始切片という関係になる. (★) より A と B は一致する.

$\}$ について 項の生成規則より x と A が得られる. $\{y|B\}$ もまた $\}$ のその出現位置を終点とする変項である場合, A と B は \mathcal{L} の式なので $|$ という記号は現れない. ゆえに A と B は一致する. すると x と y は右端で揃うが, x にも y にも $\{$ という記号は現れないので x と y は一致する.

0.9 証明

閉式には、「真」であるか、「偽」であるか、のどちらかのラベルが付けられる。「真である」という言明は、「正しい」や「成り立つ」などとも言い換えられる。式が真であるか偽であるかは、次の手順に従って発見的に判明していく。

- Σ の閉式は真である。
- A と $\rightarrow AB$ が真であると判明しているならば、 B は真である。
- $\rightarrow \wedge ABA$ と $\rightarrow \wedge ABB$ は真である。
- A と B が真であると判明しているならば $\wedge AB$ と $\wedge BA$ は真である。
- $\rightarrow A \vee AB$ と $\rightarrow B \vee AB$ は真である。
- $\rightarrow AC$ と $\rightarrow BC$ が真であると判明しているならば $\rightarrow \vee ABC$ は真である。
- $\rightarrow \wedge A \rightarrow A\perp$ は真である。
- $\rightarrow \rightarrow A\perp \rightarrow A$ は真である。
- $\rightarrow \rightarrow \rightarrow AA$ は真である。

真であると判明している式 φ を起点にして、上の推論規則を駆使して閉式 ψ が真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手続きは ψ の証明と呼ばれ、 ψ は定理と呼ばれる。

証明には真であると判明している式が必要であり、その大元として選ばれた式が Σ の式である。 Σ の式は証明なしに真であると決められているのであり、これらを公理と呼び定理と区別する。

与えられた閉式 φ が証明可能であるとは、

- 閉式 ψ で、 ψ と $\psi \rightarrow \varphi$ が真であると判明している者が得られる。
- 真であると判明している閉式 ψ と ξ が得られて、 φ は $\psi \wedge \xi$ である。
- 閉式 ψ と ξ で、 $\psi \vee \xi$ と $\psi \rightarrow \varphi$ と $\xi \rightarrow \varphi$ が真であると判明しているものが得られる。

のいずれかの場合であり、

$$\vdash \varphi$$

と書く。

証明された式が真なる式である。では真なる式は

0.10 類と集合

定義 0.10.1 (類と集合). \mathcal{L}' の閉項を類 (class) と呼ぶ。また

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

を満たす類 a を集合 (set) と呼び、

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

を満たす類 a を真類 (proper class) と呼ぶ。

ちなみに $\varepsilon x A(x)$ は集合である。なぜならば

$$\varepsilon x A(x) = \varepsilon x A(x)$$

だから

$$\exists a (a = \varepsilon x A(x)).$$

0.11 中置記法

0.12 式の書き換え

- $x \in y$ はそのまま $x \in y$
- $x \in \{y | B(y)\}$ は $B(x)$
これは公理である。つまり,

$$\forall x (x \in \{y | B(y)\} \leftrightarrow B(x)).$$

- $x \in \varepsilon y B(y)$ は $\exists t (x \in t \wedge B(t))$. ちなみにこれは公理とすべきか:

$$\forall x (x \in \varepsilon y B(y) \leftrightarrow \exists t (x \in t \wedge B(t))).$$

- $\{x | A(x)\} \in y$ は $\exists s (s \in y \wedge \forall u (u \in s \leftrightarrow A(u)))$

実はこの両式は同値である。さていま

$$\{x | A(x)\} \in y \leftrightarrow \exists s (s \in y \wedge \forall u (u \in s \leftrightarrow A(u)))$$

という式を φ とし、これを \mathcal{L} の式に書き換えたものを $\hat{\varphi}$ としよう。そして

$$\eta = \varepsilon y \rightarrow \hat{\varphi}(y)$$

とおこう。ここで証明するのは

$$\{x | A(x)\} \in \eta \leftrightarrow \exists s (s \in \eta \wedge \forall u (u \in s \leftrightarrow A(u)))$$

が成り立つということである。まず

$$\{x | A(x)\} \in \eta$$

が成り立っているとしよう。すると

$$\exists s (\{x | A(x)\} = s)$$

が成り立つのだが、今度も式の書き直し手順によって

$$\exists s (\forall u (A(u) \leftrightarrow u \in s))$$

と書き直される。

$$\sigma = \varepsilon s (\forall u (A(u) \leftrightarrow u \in s))$$

とおくと

$$\forall u (A(u) \leftrightarrow u \in \sigma)$$

が成り立ち、他方で

$$\sigma = \{x|A(x)\}$$

が成り立つのだから

$$\sigma \in \eta$$

も従う。ゆえに

$$\sigma \in \eta \wedge \forall u (A(u) \leftrightarrow u \in \sigma)$$

が成り立つ。逆に

$$\exists s (s \in \eta \wedge \forall u (u \in s \leftrightarrow A(u)))$$

が成り立っているとして、

$$\sigma = \varepsilon s (s \in \eta \wedge \forall u (u \in s \leftrightarrow A(u)))$$

としよう。すると

$$\sigma \in \eta \wedge \forall u (u \in \sigma \leftrightarrow A(u))$$

が成り立つので

$$\sigma \in \eta$$

かつ

$$\sigma = \{x|A(x)\}$$

が成立する。ゆえに

$$\{x|A(x)\} \in \eta$$

が成立する。以上で

$$\{x|A(x)\} \in \eta \leftrightarrow \exists s (s \in \eta \wedge \forall u (u \in s \leftrightarrow A(u)))$$

が得られた。

- $\{x|A(x)\} \in \{y|B(y)\}$ は $\exists s (B(s) \wedge \forall u (u \in s \leftrightarrow A(u)))$
- $\{x|A(x)\} \in \varepsilon y B(y)$ は $\exists s, t (s \in t \wedge \forall u (u \in s \leftrightarrow A(u)) \wedge B(t))$
- $\varepsilon x A(x) \in y$ は $\exists s (s \in y \wedge A(s))$

これも公理にしよう:

$$\forall y (\varepsilon x A(x) \in y \leftrightarrow \exists s (s \in y \wedge A(s))).$$

いや、 y をクラスとした言明の方が良いかも。

$$\varepsilon x A(x) \in y \leftrightarrow \exists s (s \in y \wedge A(s)).$$

- $\varepsilon x A(x) \in \{y | B(y)\}$ は $\exists s (A(s) \wedge B(s))$

上の公理からこの式の同値性も導かれます。まず

$$\exists s (A(s) \wedge B(s))$$

が成り立っているとしよう。そして

$$\sigma = \varepsilon s (A(s) \wedge B(s))$$

とおくと、

$$A(\sigma) \wedge B(\sigma)$$

が成立する。ゆえに

$$\sigma \in \{y | B(y)\} \wedge A(\sigma)$$

が成立する。ゆえに

$$\exists s (s \in \{y | B(y)\} \wedge A(s))$$

が成り立つ。ゆえに

$$\varepsilon x A(x) \in \{y | B(y)\}$$

が成り立つ。逆に

$$\varepsilon x A(x) \in \{y | B(y)\}$$

が成り立っているとしよう。すると

$$\exists s (s = \varepsilon x A(x))$$

が成り立つが、これは \mathcal{L} の式で

$$\exists s A(s)$$

であって、

$$\sigma = \varepsilon s A(s)$$

とおけば

$$A(\sigma)$$

が成立する。ところで

$$\sigma \in \{y | B(y)\}$$

なので

$$B(\sigma)$$

も成り立つ。ゆえに

$$A(\sigma) \wedge B(\sigma)$$

が成り立つ。ゆえに

$$\exists s (A(s) \wedge B(s))$$

が成り立つ。

- $\varepsilon x A(x) \in \varepsilon y B(y)$ は $\exists s, t (s \in t \wedge A(s) \wedge B(t))$

この式の同値性も証明できる。まず

$$\exists s, t (s \in t \wedge A(s) \wedge B(t))$$

が成り立っているとしよう。この式は

$$\exists s (\exists t (s \in t \wedge A(s) \wedge B(t)))$$

の略記であって、 \exists の規則より

$$\sigma = \varepsilon s (\exists t (s \in t \wedge A(s) \wedge B(t)))$$

とおけば

$$\exists t (\sigma \in t \wedge A(\sigma) \wedge B(t))$$

が成立する。 $\sigma \in t \wedge A(\sigma) \wedge B(t)$ を \mathcal{L} の式に書き直したものを $\varphi(t)$ として

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon t \varphi(t)$$

とおけば、 \exists の規則より

$$\sigma \in \tau \wedge A(\sigma) \wedge B(\tau)$$

が成立する。ゆえに

$$\exists s (s \in \tau \wedge A(s))$$

が成り立つから、公理より

$$\varepsilon x A(x) \in \tau$$

が成立する。ゆえに

$$\varepsilon x A(x) \in \tau \wedge B(\tau)$$

が成立する。ゆえに

$$\exists t (\varepsilon x A(x) \in t \wedge B(t))$$

が成立する。公理より

$$\varepsilon x A(x) \in \varepsilon y B(y)$$

が成立する。逆は容易い。

$$\varepsilon x A(x) \in \varepsilon y B(y)$$

が成り立っているとすれば公理より

$$\exists t (\varepsilon x A(x) \in t \wedge B(t))$$

が成立する． $\varepsilon x A(x) \in t \wedge B(t)$ を \mathcal{L} の式に書き直したものを $\psi(t)$ として

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon t \psi(t)$$

とおけば

$$\varepsilon x A(x) \in \tau \wedge B(\tau)$$

が成立するが，ここで公理より

$$\exists s (s \in \tau \wedge A(s))$$

が成り立つので， $s \in \tau \wedge A(s)$ を \mathcal{L} の式に書き直したものを $\xi(s)$ として

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s \xi(s)$$

とおけば

$$\sigma \in \tau \wedge A(\sigma)$$

が成立する．以上より

$$\sigma \in \tau \wedge A(\sigma) \wedge B(\tau)$$

が成立する．ゆえに

$$\exists t (\sigma \in t \wedge A(\sigma) \wedge B(t))$$

が得られる．ゆえに

$$\exists s (\exists t (\sigma \in t \wedge A(\sigma) \wedge B(t)))$$

が得られる．

推論規則 0.12.1.

$$\exists x A(x) \rightarrow A(\varepsilon x \hat{A}(x)).$$

$$A(\tau) \rightarrow \exists x A(x).$$

$$\forall x A(x) \leftrightarrow A(\varepsilon x \rightarrow \hat{A}(x)).$$

公理 0.12.2.

$$\forall x (x \in \{y | B(y)\} \leftrightarrow B(x)).$$

$$\forall x (x \in \varepsilon y B(y) \leftrightarrow \exists t (x \in t \wedge B(t))).$$

$$\varepsilon x A(x) \in y \leftrightarrow \exists s (s \in y \wedge A(s)).$$

いや、した二つは公理じゃねえな。定理だ。実際

$$x \in \varepsilon y B(y)$$

が成り立っているとしよう。 $\varepsilon y B(y)$ は集合であって

$$\exists s (s = \varepsilon y B(y))$$

が成り立つので、

$$fff$$

定理 0.12.3.

$$\exists x A(x) \rightarrow \varepsilon x A(x) \in \{x | A(x)\}.$$

略証.

$$\exists x A(x)$$

が成り立っているとすると、

$$\sigma \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x A(x)$$

とおけば

$$A(\sigma)$$

が成り立つので、公理より

$$\sigma \in \{x | A(x)\}$$

が成立する。ゆえに

$$\sigma \in \{x | A(x)\} \wedge A(\sigma)$$

が成り立つ。ゆえに

$$\exists s (s \in \{x | A(x)\} \wedge A(s))$$

が成立する。ゆえに公理より

$$\varepsilon x A(x) \in \{x | A(x)\}$$

が成立する。

満たされて欲しいこと

- | | |
|----|---|
| 等号 | <ul style="list-style-type: none"> • $x = \{y B(y)\}$ と $\forall s (s \in x \leftrightarrow B(s))$ • $x = \varepsilon y B(y)$ と $\exists s (A(s) \wedge \forall u (u \in x \leftrightarrow u \in s))$ • $\{x A(x)\} = \{y B(y)\}$ と $\forall s (A(s) \leftrightarrow B(s))$ • $\{x A(x)\} = \varepsilon y B(y)$ と $\exists s (\forall u (u \in s \leftrightarrow A(u)) \wedge B(s))$ • $\varepsilon x A(x) = \varepsilon y B(y)$ と $\exists s, t (s = t \wedge A(s) \wedge B(t))$ |
| 帰属 | <ul style="list-style-type: none"> • $x \in \{y B(y)\}$ は $B(x)$ • $x \in \varepsilon y B(y)$ は $\exists t (x \in t \wedge B(t))$ • $\{x A(x)\} \in y$ は $\exists s (s \in y \wedge \forall u (u \in s \leftrightarrow A(u)))$ • $\{x A(x)\} \in \{y B(y)\}$ は $\exists s (B(s) \wedge \forall u (u \in s \leftrightarrow A(u)))$ • $\{x A(x)\} \in \varepsilon y B(y)$ は $\exists s, t (s \in t \wedge \forall u (u \in s \leftrightarrow A(u)) \wedge B(t))$ • $\varepsilon x A(x) \in y$ は $\exists s (s \in y \wedge A(s))$ • $\varepsilon x A(x) \in \{y B(y)\}$ は $\exists s (A(s) \wedge B(s))$ • $\varepsilon x A(x) \in \varepsilon y B(y)$ は $\exists s, t (s \in t \wedge A(s) \wedge B(t))$ |

0.13 定理 II.15.2

(3) 項 τ が変項 x のとき, $\zeta_\tau(y)$ を

$$x = y$$

とすれば,

$$\Sigma' \vdash \forall x \exists! y (x = y)$$

つまり

$$\Sigma' \vdash \forall x \exists! y \zeta_\tau(y)$$

および

$$\Sigma \vdash \forall x (x = x)$$

つまり

$$\Sigma \vdash \forall x \zeta_\tau(\tau)$$

が成り立つ。項 τ が

$$f\tau_1 \cdots \tau_n$$

のとき, $f \in \mathcal{L}' \setminus \mathcal{L}$ ならば $\zeta_\tau(y)$ を

$$\exists z_1, \dots, z_n \left(\theta_f(z_1, \dots, z_n, y) \wedge \zeta_{\tau_1}(z_1) \wedge \dots \wedge \zeta_{\tau_n}(z_n) \right)$$

とし, $f \in \mathcal{L}$ ならば

$$\exists z_1, \dots, z_n \left(f(z_1, \dots, z_n) = y \wedge \zeta_{\tau_1}(z_1) \wedge \dots \wedge \zeta_{\tau_n}(z_n) \right)$$

とする. 仮定より

$$\Sigma \vdash \exists! y \zeta_{\tau_i}(y)$$

が成り立つので,

$$\Sigma \vdash \zeta_{\tau_i}(z_i)$$

を満たす z_i が取れる. そして定義 II.15.1 より

$$\Sigma \vdash \exists! y \theta_f(z_1, \dots, z_n, y)$$

が成り立つので, その y を取れば

$$\Sigma \vdash \exists y \zeta_\tau(y)$$

が成立する. ただし, η を

$$\Sigma \vdash \exists z_1, \dots, z_n \left(\theta_f(z_1, \dots, z_n, \eta) \wedge \zeta_{\tau_1}(z_1) \wedge \dots \wedge \zeta_{\tau_n}(z_n) \right)$$

を満たすものとすれば, このとき

$$\Sigma \vdash \zeta_{\tau_i}(w_i)$$

および

$$\Sigma \vdash \theta_f(w_1, \dots, w_n, \eta)$$

を満たす w_i が取れるが, $z_i = w_i$ なので

$$\Sigma \vdash \theta_f(z_1, \dots, z_n, \eta)$$

が成り立つことになって, 定義 II.15.1 より

$$y = \eta$$

が成り立つ. ゆえに

$$\Sigma \vdash \exists! y \zeta_\tau(y)$$

が成立する. 他方で仮定より

$$\Sigma' \vdash \zeta_{\tau_i}(\tau_i)$$

が成り立ち, かつ定義 II.15.1 より

$$\Sigma' \vdash \forall x_1, \dots, x_n \theta_f(x_1, \dots, x_n, f(x_1, \dots, x_n))$$

が成り立つので

$$\Sigma' \vdash \theta_f(\tau_1, \dots, \tau_n, f(\tau_1, \dots, \tau_n))$$

が成り立つ。ゆえに

$$\Sigma' \vdash \theta_f(\tau_1, \dots, \tau_n, f(\tau_1, \dots, \tau_n)) \wedge \zeta_{\tau_1}(\tau_1) \wedge \dots \wedge \zeta_{\tau_n}(\tau_n)$$

が成り立つ。ゆえに

$$\Sigma' \vdash \zeta_{\tau}(\tau)$$

が成り立つ。

- (2) φ を $p\tau_1 \cdots \tau_n$ なる原子式とするとき、 p が $\mathcal{L}' \setminus \mathcal{L}$ の要素ならば $\hat{\varphi}$ を

$$\exists z_1, \dots, z_n \left(\theta_p z_1 \cdots z_n \wedge \zeta_{\tau_1}(z_1) \wedge \dots \wedge \zeta_{\tau_n}(z_n) \right)$$

とし、 p が \mathcal{L} の要素ならば

$$\exists z_1, \dots, z_n \left(p z_1 \cdots z_n \wedge \zeta_{\tau_1}(z_1) \wedge \dots \wedge \zeta_{\tau_n}(z_n) \right)$$

とする。 φ が成り立っているとき、仮定より

$$\Sigma' \vdash \zeta_{\tau_i}(\tau_i)$$

が満たされ、また定義 II.15.1 より (Δ は Σ' に含まれているので)

$$\Sigma' \cup \{\varphi\} \vdash \theta_p \tau_1 \cdots \tau_n$$

も満たされているので

$$\Sigma' \cup \{\varphi\} \vdash \theta_p \tau_1 \cdots \tau_n \wedge \zeta_{\tau_1}(\tau_1) \wedge \dots \wedge \zeta_{\tau_n}(\tau_n)$$

が成り立つ。すなわち

$$\Sigma' \cup \{\varphi\} \vdash \hat{\varphi}$$

が成り立つ。つまり

$$\Sigma' \vdash \varphi \rightarrow \hat{\varphi}$$

が成り立つ。逆に $\hat{\varphi}$ が成り立っているとき、

$$\Sigma' \cup \{\hat{\varphi}\} \vdash \theta_p w_1 \cdots w_n \wedge \zeta_{\tau_1}(w_1) \wedge \dots \wedge \zeta_{\tau_n}(w_n)$$

を満たす w_1, \dots, w_n が取れるが、

$$\Sigma \vdash \exists! y \zeta_{\tau_i}(y)$$

かつ

$$\Sigma' \vdash \zeta_{\tau_i}(\tau_i)$$

なので

$$w_i = \tau_i$$

である。ゆえに

$$\Sigma' \cup \{\hat{\varphi}\} \vdash \theta_p \tau_1 \cdots \tau_n$$

が成り立つ。ゆえに

$$\Sigma' \vdash \hat{\varphi} \rightarrow \varphi$$

が得られる。