

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

関根深澤研修士二年百合川尚学

2019 年 12 月 12 日

目次

第 1 章	言語	1
1.1	項	2
1.2	式	3
第 2 章	量化	4
2.1	部分項と部分式	5
2.2	始切片	5
2.3	スコープ	7
第 3 章	ε 項と内包項	11
3.1	言語 \mathcal{L}_ε	11
3.2	言語 \mathcal{L}	14
3.3	類と集合	16
3.4	式の書き換え	17
第 4 章	推論	19
4.1	証明	19
4.2	推論	25
第 5 章	集合	42
5.1	相等性	42
5.2	順序型について	54
5.3	超限再帰について	55
5.4	自然数の全体について	56
第 6 章	イプシロン定理	57
6.1	言語	57
6.2	証明	58
6.3	第一イプシロン定理メモ	62
6.3.1	埋め込み定理	62
6.3.2	階数	62
6.3.3	アイデア	65
6.4	第二イプシロン定理	67
6.4.1	$\bigvee_{i=1}^p B(r_i, fr_i, s_i)$ への証明	69

目次		2
第 7 章	メモ	72
7.1	量化再考	72
7.2	置換公理	77
第 8 章	Hilbert 流証明論	79
8.1	HK	79
8.1.1	SK	80
8.1.2	否定	80
8.1.3	HM	81
8.1.4	HK	83
8.2	HK'	84
参考文献		88

第 1 章

言語

この世のはじめに言葉ありきといわれるが、この原則は数学の世界でも同じである。本稿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 を構成する要素である：

矛盾記号 \perp

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

量化子 \forall, \exists

述語記号 $=, \in$

使用文字 ローマ字及びギリシア文字。

接項子 \wr

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変項 (**variable**) と呼ばれる。文字は最もよく使われる変項である。述語とは変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}_ϵ 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}_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。

論理的な言語とは論理記号と変項記号を除く記号をすべて集めたものである。本稿で用意した記号で言うと、論理記号とは

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

であり、変項記号とは文字であって、 \mathcal{L}_ϵ の語彙は

$$\in, \wr$$

しかない。だが本稿の目的は集合論の構築であって一般の言語について考察するわけではないので、論理記号も文字もすべて \mathcal{L}_ϵ の一員と見做す方が自然である。ついでに記号の分類も主流の論理学とは変えていて、

- \perp はそれ単体で式であるので他の記号とは分ける。

- 論理記号とは式に作用するものとして $\rightarrow, \vee, \wedge, \implies$ のみとする.
- \forall と \exists は項に作用するものであるから量化子として分類する.
- 等号 $=$ は‘等しい’という述語になっているから、論理記号ではなく述語記号に入れる.

以上の変更点は殆ど無意味であるが、いかに“直観的な”集合論を構築するかという目的を勘案すれば良いスタートであるように思える.

1.1 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 に対して

$$\mathfrak{q}x$$

もまた項であると約束する. また、 τ を項とするとときに

$$\mathfrak{q}\tau$$

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

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

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{q} と x だけで 1000 個の項を作り出すことが可能なのだ.

大切なのは、 \mathfrak{q} 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{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.

超記号

上で「 τ を項とするとときに」と書いたが、これは一時的に τ を或る項に代用しているだけであって、 τ が指している項の本来の字面は x であるかもしれない. この場合の τ を超記号と呼ぶ. 「 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 を項とすると、 $\mathfrak{q}\tau$ 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 σ が取れて (超記号), 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 σ が取れて (超記号), τ は $\text{h}\sigma$ に代用されている

に限られると決めてしまおう。主張はストレートな方が後々使いやすい。

暗に宣言された超記号

上で「項 x が取れて」と書いたが、この x 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「項, これを x 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。

1.2 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、 $\neg \varphi$ 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 $\neg \psi$ 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。

第 2 章

量化

例えば

$$\forall x \in xy$$

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であろうか。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**) や或いは量化されている (**quantified**) と言う。 \forall が \exists に代わっても、今度は“ x は $\exists x \in xy$ で束縛されている”と言う。つまり、量子子の直後に続く項 (量子子が係っている項) は、その量子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

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

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 が束縛されている範囲は“ \forall から始まる式”であるので、 $\in xz$ の x とは量子子 \forall による“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。量子子 \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のだから。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、その準備として始切片という概念について取り掛かる。

ではさらにグレードアップさせて、

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

なる式における量化はどうであるか。

2.1 部分項と部分式

部分項 項から切り取ったひとつづきの部分列で、それ自体が項であるものを元の項に対して**部分項 (sub term)**と呼ぶ。元の項全体も部分項と捉えるが、自分自身を除く部分項を特に**真部分項 (proper sub term)**と呼ぶ。例えば、文字 x の部分項は x 自身のみであって、また τ を項とすると τ は $\sqcup \tau$ の部分項である。

部分式 式から切り取ったひとつづきの部分列で、それ自体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 $\forall \varphi \psi$ の部分式である。元の式全体も部分式と捉えるが、自分自身を除く部分式を特に**真部分式 (proper sub formula)**と呼ぶ。

2.2 始切片

φ を \mathcal{L}_ϵ の式とすると、 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

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

である場合、

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

や

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

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。

本節の主題は次である。

メタ定理 2.2.1 (始切片の一意性). 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。

「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 2.2.2 (\mathcal{L}_ϵ の項に対する構造的帰納法). \mathcal{L}_ϵ の項に対する言明 X に対し (X とは、例えば上の (★)),

- 文字に対して X が言える。
- 無作為に与えられた項が与えられたとき、その全ての真部分項に対して X が言えるならば、その項に対しても X が言える。

ならば、いかなる項に対しても X が言える。

メタ公理 2.2.3 (\mathcal{L}_ϵ の式に対する構造的帰納法). \mathcal{L}_ϵ の式に対する言明 X に対し (X とは, 例えば上の (★)),

- \perp に対して X が言える.
- 原子式に対して X が言える.
- 無作為に与えられた式が与えられたとき, その全ての真部分式に対して X が言えるならば, その式に対しても 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 を項とするとき, s が文字ならば s の始切片は s のみである. つまり (★) が言える. s が文字でないならば, s の全ての真部分項に対して (★) が言えると仮定する. (項の構成法より) 項 t が取れて s は

$$\text{qt}$$

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

$$\text{qv}$$

と表せる. このとき v は t の始切片であり, t については (★) 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 (★) 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, 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.

ケース 2 式 ψ と ξ が得られて φ が

$$\vee \psi \xi$$

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

$$\vee \eta \zeta$$

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 $\vee \psi \xi$ と $\vee \eta \zeta$ 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。 ■

2.3 スコープ

φ を式とし、 s を「 $\lceil, \in, \perp, \rightarrow, \vee, \wedge, \implies, \exists, \forall$ 」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、或いは s が \lceil 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

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

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:

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

これは φ における左から6番目の \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

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

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:

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

これは φ における左から4番目の \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

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

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:

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

しかも \in, \wedge, \vee 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}_ϵ 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のことを示唆することにする。

メタ定理 2.3.1 (スコープの存在). φ を式とするととき、

- (a) \mathfrak{q} が φ に現れたとき、項 t が得られて、 \mathfrak{q} のその出現位置から $\mathfrak{q}t$ 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) \vee が φ に現れたとき、式 ψ と式 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。
- (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 \vee を \wedge や \implies に替えても同じである。(e) では \exists を \forall に替えても同じことが言える。

メタ証明.

項について 「項に \mathfrak{q} が現れたとき、項 t が取れて、その \mathfrak{q} の出現位置から $\mathfrak{q}t$ がその項の部分項として現れる」—(※),
を示す。 s を項とするととき、 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 の全ての真部分項に対して (※) 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

$$\mathfrak{q}t$$

と表せる。 s に現れる \mathfrak{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 の真部分項であって、 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。

case1 \perp に対しては上の言明は当てはまる。

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 2.2.1 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 2.2.1 より v と t も一致する。

$\in st$ に \mathfrak{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 \mathfrak{q} の出現位置から $\mathfrak{q}u$ なる項が s の上に現れる。また項 v が取れて、この \mathfrak{q} の出現位置から $\mathfrak{q}v$ なる項が $\in st$ の上に現れているとしても、 u と v は一方が他方の始切片となるからメタ定理 2.2.1 より u と v は一致する。 \mathfrak{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、 φ の全ての真部分式に対しては定理の主張が当てはまっているとする。

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メタ定理 2.2.1 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メタ定理 2.2.1 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, メタ定理 2.2.1 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. ■

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 2.3.2 (スコープの一意性). φ を式とし, s を $\text{q}, \in, \perp, \rightarrow, \vee, \wedge, \implies, \exists, \forall$ 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 q が φ に現れた場合, スコープの存在定理 2.3.1 より項 τ が取れて

$$\text{q}\tau$$

なる形の項が q のその出現位置から φ の上に現れるわけだが,

$$\text{q}\sigma$$

なる項も q 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 2.2.1 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 2.3.1 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 2.2.1 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 \implies 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 2.3.1 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 2.2.1 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. ■

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。

A を式とし、 a を A に現れる項とする。このとき A の中の項 a を全て項 x に置き換えた式を

$$(x \mid a)A$$

で表す。特に項 a と項 x が同一の項である場合は $(x \mid a)A$ は A 自身に一致する。また A の中で自由に現れる項が a のみであって、かつ a が自由に現れる箇所がどれも項 x の量化スコープではないとき、 A に現れる項 a のうち、自由に現れる箇所を全て項 x に置き換えた式を

$$A(x)$$

と書く。 A に現れる項 a が全て自由であるときは $A(a)$ は A 自身に一致する。

第 3 章

ε 項と内包項

通常は集合論の言語には \mathcal{L}_ε 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}_ε 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、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}_ε では特定できないのである。というのも、 \mathcal{L}_ε の“名詞”は変項 (variable) だけなのだから。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。項 x が自由に現れる式 $A(x)$ に対して

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

なる形の項を導入する。この項の記法は内包的記法 (international notation) と呼ばれる。導入の意図は“ $A(x)$ を満たす集合 x 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

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

を保証する (内包性公理)。

追加する項はもう一種類ある。 $A(x)$ を上記のものとするが、この $A(x)$ は x に関する性質という見方もできる。そして“ $A(x)$ という性質を具えている集合 x ”という意味を込めて

$$\varepsilon x A(x)$$

なる形の項を導入するのだ。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 $A(x)$ を持つとは限らない。 $\varepsilon x A(x)$ が性質 $A(x)$ を持つのは、 $A(x)$ を満たす集合 x 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 \exists に関する定理によって明らかになる)。 $A(x)$ を満たす集合 x 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。

3.1 言語 \mathcal{L}_ε

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 $\rightarrow, \vee, \wedge, \implies$

量化子 \forall, \exists

述語記号 $=, \in$

変項 \mathcal{L}_ε の項は \mathcal{L}_ε の変項 (variable) である。またこれらのみが \mathcal{L}_ε の変項である。

イプシロン ε

\mathcal{L}_ε からの変更点は、“使用文字”が“変項”に代わったことと 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}_ε より複雑になる：

- \mathcal{L}_ε の変項は \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。
- 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、 $\forall \varphi \psi, \wedge \varphi \psi, \implies \varphi \psi$ はいずれも \mathcal{L}_ε の式である。
- x を \mathcal{L}_ε の変項とし、 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 \mathcal{L}_ε の変項とし、 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。

定義の循環によって組み立てが見えづらくなっているが、直感的には次のように捉えることが出来る。というよりは、次のように \mathcal{L}_ε が作られているとすれば良い。

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. \mathcal{L}_ε の項と第1世代 ε 項を項として式を作り、その式で作る 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 \mathcal{L}_ε の項を項として式を作り、その式で第 $n+1$ 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。

こう捉えることで、 \mathcal{L}_ε における構造的帰納法の原理を規定すれば良いだろう。

次の性質は至極当たり前であるが、

メタ定理 3.1.1 (無限入れ子は起こらない). A を \mathcal{L}_ε の式としたとき、 $\varepsilon x A$ なる形の ε 項は A には現れない。

もし A に $\varepsilon x A$ が現れるならば、当然 A の中の $\varepsilon x A$ にも $\varepsilon x A$ が現れるし、 A の中の $\varepsilon x A$ の中の $\varepsilon x A$ にも $\varepsilon x A$ 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。 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、 $\varepsilon x A$ の現れる余地など無いからである。

しかしながら、やはり全容を把握しきれない世界の話になると、何か超然的な力が働いて現世の常識を捻じ曲げうるのではないか、という不安がぬぐえない。基礎論の基礎にあるのは、直感や常識の正体の究明ではないのか。

φ を \mathcal{L}_ε の式としたら、 φ の部分式とは、 φ から切り取られる一続きの記号列で、それ自身が \mathcal{L}_ε の式であるものを指す。 φ 自身もまた φ の部分式である。

メタ定理 3.1.2 (\mathcal{L}_ε の始切片の一意性). 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。

メタ定理 3.1.3 (\mathcal{L}_ε のスコープの存在). φ を \mathcal{L}_ε の式とするととき,

- (a) \mathfrak{h} が φ に現れたとき, 変項 s, t が得られて, \mathfrak{h} のその出現位置から $\mathfrak{h}st$ 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) \vee が φ に現れたとき, \mathcal{L}_ε 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.
- (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 \implies 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 に替えても同じ主張が成り立つ.

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 2.2.1), 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 3.1.2 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 2.3.1 で既に示されている.

IH(帰納法の仮定) φ を与えられた式とするととき, φ の全ての部分式, 及び φ に現れる全ての ε 項の式, つまり $\varepsilon x \psi$ なる項なら ψ のこと, に対して (a) から (e) まで言えると仮定する.

step2 $\in st$ なる形の式について.

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) の成立はメタ定理 2.3.1 に訴えればよい. 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先ほどと同じくメタ定理 2.3.1 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 ($\rightarrow, \vee, \wedge, \implies, \exists, \forall$ 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 $\rightarrow \psi$ なる形のとき, φ に現れた記号は左端の \rightarrow であるか, そうでなければ ψ の中に現れる. 左端の \rightarrow 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 $\forall \psi \xi$ なる形のとき, φ に現れた記号は左端の \forall であるか, そうでなければ $\psi \xi$ の中に現れる. 左端の \forall 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. ■

3.2 言語 \mathcal{L}

本稿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

$$\{x \mid A\}$$

なる形のオブジェクトが“正式に”項として用いられることである. 他の集合論の本では $\{x \mid A\}$ なる項はインフォーマルに導入されるもので, しかもこれが常に集合であることを期すために $\{x \in z \mid A\}$ などのように何らかの z を引き出す必要がある. $\{x \mid A\}$ を正式に項として導入すれば煩雑さをある程度回避することが出来る.

\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 $\rightarrow, \vee, \wedge, \implies$

量化子 \forall, \exists

述語記号 $=, \in$

変項 \mathcal{L}_ε の項は \mathcal{L} の変項である. またこれらのみが \mathcal{L} の変項である.

補助記号 $\{, |, \}$

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

- 項
- \mathcal{L}_ε の項は \mathcal{L} の項である.
 - x を \mathcal{L} の変項とし, A を \mathcal{L}_ε の式とすると, $\{x \mid A\}$ なる記号列は \mathcal{L} の項である.
 - 以上のみが \mathcal{L} の項である.

によって正式に定義される. ここで, \mathcal{L}_ε の項は \mathcal{L}_ε の項でもあるから, すなわち \mathcal{L} の項でもある. つまり, 定義には書いていないが \mathcal{L} の変項は \mathcal{L} の項である.

- 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.
 - φ を \mathcal{L} の式とすると, $\rightarrow \varphi$ は \mathcal{L} の式である.
 - φ と ψ を \mathcal{L} の式とすると, $\forall \varphi \psi, \wedge \varphi \psi, \implies \varphi \psi$ はいずれも \mathcal{L} の式である.

- x を \mathcal{L} の変項とし、 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。

言語の拡張の仕方より明らかであるが、次が成り立つ:

メタ定理 3.2.1. \mathcal{L}_ε 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。

定義 3.2.2 (類). A を \mathcal{L}_ε の式とし、 x を A に現れる項とし、 A の中で項 x のみが自由に現れるとき、 $\{x \mid A(x)\}$ 及び $\varepsilon x A(x)$ を類 (class) と呼ぶ。

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

- (1) s は文字である。
- (2) s は \mathfrak{q} 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 $\vee, \wedge, \rightarrow$ 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{q} が φ に現れたとき、 \mathcal{L}_ε の項 τ と σ が得られて、 $\mathfrak{q}\tau\sigma$ は \mathfrak{q} のその出現位置から始まる \mathcal{L}_ε の項となる。また \mathfrak{q} のその出現位置から始まる \mathcal{L}_ε の項は $\mathfrak{q}\tau\sigma$ のみである。
- $\{$ が φ に現れたとき、 \mathcal{L}_ε の変項 x 及び \mathcal{L}_ε の式 A が得られて、 $\{x \mid A\}$ 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 $\{x \mid A\}$ のみである。
- $|$ が φ に現れたとき、変項 x と \mathcal{L}_ε の式 A が得られて、 $\{x \mid A\}$ 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 $\{x \mid A\}$ のみである。
- $\}$ が φ に現れたとき、変項 x と式 A が得られて、 $\{x \mid A\}$ 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 $\{x \mid A\}$ のみである。

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

$$\mathfrak{q}xy$$

と表されるものであるから、 \mathfrak{q} 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{q} が項に現れたとする。項とは、変項 x, y によって

$$\mathfrak{q}xy$$

で表されるものであり、 \mathfrak{q} は左端の \mathfrak{q} であるか、 x に現れるか、 y に現れる。 \mathfrak{q} が x か y に現れるときは帰納法の仮定により、 \mathfrak{q} 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 $\mathfrak{q}st$ なる変項である (生成規則) から、 x の始切片は $\mathfrak{q}uv$ 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。

\wr に対して得られる変項の一意性 $\wr xy$ と $\wr st$ が共に変項であるとき、 x と s 、 y と t は一致するか。 $\wr xy$ 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}_ε の項であるか $\{x|A\}$ なるものであるので $\{$ 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 $\neg \psi, \vee \psi \xi, \dots$ 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、 (\star) 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ので (\star) 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}_ε 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。

3.3 類と集合

定義 3.3.1 (類と集合). a を類とするとき、 a が集合であるという言明を

$$\text{set}(a) \stackrel{\text{def}}{\iff} \exists x (x = a)$$

で定める。 $\text{set}(a)$ を満たす類 a を **集合 (set)** と呼び、 $\neg \text{set}(a)$ 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

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

また $\{x | A(x)\}$ が集合であるとき

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

が成り立つが、量化の規則より

$$\{x | A(x)\} = \varepsilon s \forall u (u \in s \iff A(u))$$

が得られる。ブルバキや島内では右辺の項で内包表記を導入しているため、 $\forall u (u \in s \iff A(s))$ を満たす集合 s が取れなければ $\{x | A(x)\}$ は正体不明の対象となる。一方で本稿では内包項の意味は ε 項に依らずにはっきり決まっている。

3.4 式の書き換え

$\{x \mid A(x)\}$ なる形の項を内包項, $\varepsilon x A(x)$ なる形の項を ε 項と呼び, これらを類と総称することにする. また ε 項が現れない \mathcal{L} の式を甲種式, 乙種項が現れる \mathcal{L} の式を乙種式と呼ぶことにする.

乙種式は書き換ええない

たとえば, $x \in \varepsilon y B(y)$ なる式を \mathcal{L}_ε の式に書き換えるならば, ε 項に込められた意味から

$$\exists t (x \in t \wedge (\exists y B(y) \implies B(t)))$$

とするのが妥当であるだろう. しかしこうすると集合論では

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

が成り立ってしまい, これは矛盾を起こす. 実際, 任意の集合 x に対して, t として $\{x\}$ を取れば

$$\exists t (x \in t \wedge (\exists y B(y) \implies B(t)))$$

が満たされるので

$$\forall x \exists t (x \in t \wedge (\exists y (y = y) \implies t = t))$$

すなわち $\forall x (x \in \varepsilon y (y = y))$ が成り立つ. ところが本稿の体系では $\varepsilon y (y = y)$ は集合であり, その一方で全ての集合を要素に持つ集まりというのは集合ではないから, 矛盾が起こる.

他に乙種式を \mathcal{L}_ε の式に変換する有効な方法が見つかれば話は別だが, それが見つかからないうちは乙種式は書き換えの対象ではない.

- $x \in \{y \mid B(y)\}$ は $B(x)$ と書き換える.

これは次の公理

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

に基づく式の書き換えである.

- $\{x \mid A(x)\} \in y$ は $\exists s (s \in y \wedge \forall u (u \in s \iff A(s)))$ と書き換える. この同値性は

$$a \in b \implies \exists x (a = x)$$

の公理による.

量化は ε 項についての規則とする. 甲種乙種関係なく, 式 $A(x)$ と任意の ε 項 τ に対して

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

$A(x)$ が甲種式であるとき,

$$\exists x A(x) \vdash A(\varepsilon x \mathcal{L} A(x)).$$

$A(x)$ を式とすると, 次の推論規則によって, $\forall x A(x)$ とは全ての ε 項 τ で $A(\tau)$ が成り立つことを意味するように

なる.

$$\begin{aligned}\forall x A(x) &\vdash A(\tau). \\ A(\varepsilon x \rightarrow \mathcal{L}A(x)) &\vdash \forall x A(x).\end{aligned}$$

第 4 章

推論

4.1 証明

本節では推論規則 (rule of inference) を導入し，基本的な推論法則を導出する．推論法則とは，他の本ではそれが用いている証明体系の定理などと呼ばれるが，本稿では集合論の定理と入り混じってややこしくなるので推論法則と呼ぶ．以下では

$$\vdash$$

なる記号を用いて，

$$\varphi \vdash \psi$$

などと書く． \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 を推論法則と呼ぶ．“ \vdash の右の文は， \vdash の左の文から証明できる”，と読むが，証明とはどのようにされるのだとか， $\vdash \psi$ を満たすとはどういう意味なのか，とかいったことは後に回して，とりあえず記号のパズルゲームと見立てて \vdash のルールを定める．

推論規則 4.1.1 (演繹規則). A, B, C, D を文とするととき，

(a) $A \vdash D$ ならば $\vdash A \implies D$ が成り立つ．

(b) $A, B \vdash D$ ならば

$$B \vdash A \implies D, \quad A \vdash B \implies D$$

が成り立つ．

(c) $A, B, C \vdash D$ ならば

$$B, C \vdash A \implies D, \quad A, C \vdash B \implies D, \quad A, B \vdash C \implies D$$

のいずれも成り立つ．

演繹規則においては \vdash の左側にせいぜい三つの文しかないのだが，実は \vdash の左側に不特定多数の文を持ってきても演繹規則じみたことが成立する (後述の演繹法則)．

推論規則 4.1.2 (三段論法). A と B を文とするとき

$$A, A \implies B \vdash B.$$

三段論法によって

$$A, A \implies B \vdash B$$

が成り立つが、ここに演繹規則を適用すれば

$$A \vdash (A \implies B) \implies B$$

および

$$\vdash A \implies ((A \implies B) \implies B)$$

が得られる。最後の式は三段論法を推論法則に直したものであり、証明の過程において最も重要な役割を果たす。では証明 (proof) とは何かを規定する。

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。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。本稿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”という状態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、推論規則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} に集められた文を \mathcal{S} の公理 (axiom) と呼ぶ。以下では本稿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:

相等性

外延性 a と b を類とするとき

$$\forall x (x \in a \iff x \in b) \implies a = b.$$

内包性

$$\forall x (x \in \{y \mid B(y)\} \iff B(x)).$$

合併

対

冪

置換

正則性

無限

選択

\mathcal{S} を公理系とすると、文 φ が \mathcal{S} から証明されたとか証明可能である (provable) ということは、

- φ は \mathcal{S} の公理である。
- $\vdash \varphi$ である。
- 文 ψ で、 ψ と $\psi \rightarrow \varphi$ が \mathcal{S} から証明されているものが取れる。

のいずれかが満たされているということであり、 φ が \mathcal{S} から証明可能であることを

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

と書く。

\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は ψ の \mathcal{S} からの証明 (**proof**) と呼ばれ、 ψ は \mathcal{S} の定理 (**theorem**) と呼ばれる。

$A, B \vdash \varphi$ とは 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。特に推論法則とは公理の無い体系で推論規則だけから導かれる定理のことである。

ではさっそく演繹法則の証明に進む。ところで、後で見るとおり演繹法則とは証明が持つ性質に対する言明であって、つまりメタ視点での定理ということになるので、演繹法則の“証明”とは言っても上で規定した証明とは意味が違ふ。メタ定理の“証明”は、本稿ではメタ証明と呼んで区別する。演繹法則を示す前に推論法則を三本用意しなくてはならない。

推論法則 4.1.3 (含意の反射律). A を文とするとき

$$\vdash A \implies A.$$

上の言明は“どんな文でも持ってくれば、その式に対して反射律が成立する”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式は公理図式 (**schema**) と呼ばれる。

証明. $A \vdash A$ であるから、演繹規則より $\vdash A \implies A$ となる。 ■

推論法則 4.1.4 (正しい式は仮定を選ばない). A, B を文とするとき

$$\vdash B \implies (A \implies B).$$

証明.

$$A, B \vdash B$$

より演繹規則から

$$B \vdash A \implies B$$

となり、再び演繹規則より

$$\vdash B \implies (A \implies B)$$

が得られる。 ■

演繹法則を示すための推論法則の導出は次で最後である。

推論法則 4.1.5 (含意の分配則). A, B, C を文とするとき

$$\vdash (A \implies (B \implies C)) \implies ((A \implies B) \implies (A \implies C)).$$

証明. 証明可能性の規則より

$$\begin{aligned} &A \implies (B \implies C), A \implies B, A \vdash A, \\ &A \implies (B \implies C), A \implies B, A \vdash A \implies B \end{aligned}$$

となるので

$$A \implies (B \implies C), A \implies B, A \vdash B$$

が成り立つし、同じように

$$\begin{aligned} &A \implies (B \implies C), A \implies B, A \vdash A, \\ &A \implies (B \implies C), A \implies B, A \vdash A \implies (B \implies C) \end{aligned}$$

であるから

$$A \implies (B \implies C), A \implies B, A \vdash B \implies C$$

も成り立つ. これによって

$$A \implies (B \implies C), A \implies B, A \vdash C$$

も成り立つから, あとは演繹規則を順次適用すれば

$$\begin{aligned} &A \implies (B \implies C), A \implies B \vdash A \implies C, \\ &A \implies (B \implies C) \vdash (A \implies B) \implies (A \implies C), \\ &\vdash (A \implies (B \implies C)) \implies ((A \implies B) \implies (A \implies C)) \end{aligned}$$

となる.

メタ公理 4.1.6 (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,

- \mathcal{S} の公理に対して X が言える.
- 推論法則に対して X が言える.
- φ と $\varphi \implies \psi$ 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 $\varphi \implies \psi$ 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

$$\mathcal{S}, A$$

と書く. もし 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 とは \mathcal{S} のことである.

メタ定理 4.1.7 (演繹法則). \mathcal{S} を公理系とし, A を文とすると, \mathcal{S}, A の任意の定理 B に対して

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

が成り立つ.

メタ証明.

第一段 B を \mathcal{S}, A の公理か或いは推論法則とする. B が A ならば含意の反射律 (推論法則 4.1.3) より

$$\vdash A \implies B$$

が成り立つので

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

となる. B が \mathcal{S} の公理又は推論法則であるとき, まず

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

が成り立つが, 他方で推論法則 4.1.4 より

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

も成り立つので, 証明可能性の定義より

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

が従う.

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

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

かつ

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

であると仮定する. 含意の分配則 (4.1.5) より

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

が満たされるので, 証明可能性の定義の通りに

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

が従い,

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

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

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

が言える.

演繹法則の逆も得られる. つまり, \mathcal{S} を文の集合とし, A と B を文とすると,

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

であれば

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

が成り立つ。実際

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

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

$$\mathcal{S}, A \vdash A \implies B \quad (4.1)$$

が成り立つので、併せて

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

が従う。ただし (4.1) 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 4.1.8 (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

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

が成り立つ。

メタ証明. B が \mathcal{S} の公理であるか推論規則であれば

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

は言える。また

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

を満たす文 C が取れるとき、

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

と仮定すれば

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

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

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

が成り立つ。

\vee の導入 A と B を文とすると

$$\begin{aligned} A \vdash A \vee B, \\ B \vdash A \vee B. \end{aligned}$$

\wedge の導入 A と B を文とするとき

$$A, B \vdash A \wedge B.$$

\wedge の除去 A と B を文とするとき

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

場合分け法則 A と B と C を文とするとき

$$A \vee B, A \implies C, B \implies C \vdash C.$$

例えばいま

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

かつ

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

であるとすれば

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

が成り立つ。実際、 \wedge の導入に演繹規則を二度適用すれば

$$\vdash A \implies (B \implies (A \wedge B))$$

が成り立つのであるから、 \mathcal{S} からの A への証明に $A \implies (B \implies (A \wedge B))$ と $B \implies (A \wedge B)$ を追加した文の列は \mathcal{S} からの $B \implies (A \wedge B)$ への証明となり、ここに \mathcal{S} からの B への証明を追加して最後に $A \wedge B$ を載せれば、その文の列は \mathcal{S} からの $A \wedge B$ への証明となっている。

4.2 推論

いま x, y を \mathcal{L} の項とするとき、

$$x \notin y \stackrel{\text{def}}{\iff} \neg x \in y$$

で $x \notin y$ を定める。同様に

$$x \neq y \stackrel{\text{def}}{\iff} \neg x = y$$

で $x \neq y$ を定める。

定義記号 $\stackrel{\text{def}}{=}$ と同様に、 $'A \stackrel{\text{def}}{\iff} B'$ とは式 B を記号列 A で置き換えて良いという意味で使われる。また、式の中に記号列 A が出てくるときは、暗黙裡にその A を B に戻して式を読む。 $\stackrel{\text{def}}{=}$ も $\stackrel{\text{def}}{\iff}$ も略記法を定めるための記号である。

ここで論理記号の名称を書いておく。

- \perp を矛盾 (contradiction) と呼ぶ。
- \vee を論理和 (logical disjunction) と呼ぶ。

- \wedge を論理積 (**logical conjunction**) と呼ぶ.
- \implies を含意 (**implication**) と呼ぶ.
- \neg を否定 (**negation**) と呼ぶ.

推論法則 4.2.1 (論理和・論理積の可換律). A, B を文とするとき

- $\vdash (A \vee B) \implies (B \vee A).$
- $\vdash (A \wedge B) \implies (B \wedge A).$

証明. \vee の導入により

$$\vdash A \implies (B \vee A)$$

と

$$\vdash B \implies (A \vee B)$$

が成り立つので, 場合分け法則より

$$\vdash (A \vee B) \implies (B \vee A)$$

が成り立つ. また, \wedge の除去より

$$A \wedge B \vdash A$$

と

$$A \wedge B \vdash B$$

となるので, \wedge の導入により

$$A \wedge B \vdash B \wedge A$$

が成り立つ. よって演繹法則より

$$\vdash (A \wedge B) \implies (B \wedge A)$$

が成り立つ. ■

推論法則 4.2.2 (含意の推移律). A, B, C を文とするとき

$$\vdash ((A \implies B) \wedge (B \implies C)) \implies (A \implies C).$$

証明.

$$(A \implies B) \wedge (B \implies C), A \vdash (A \implies B) \wedge (B \implies C)$$

であるから、 \wedge の除去より

$$(A \implies B) \wedge (B \implies C), A \vdash A \implies B$$

となる。また

$$(A \implies B) \wedge (B \implies C), A \vdash A$$

でもあるから、三段論法より

$$(A \implies B) \wedge (B \implies C), A \vdash B$$

となる。 \wedge の除去より

$$(A \implies B) \wedge (B \implies C), A \vdash B \implies C$$

も成り立つから、再び三段論法より

$$(A \implies B) \wedge (B \implies C), A \vdash C$$

となる。よって演繹法則より

$$(A \implies B) \wedge (B \implies C) \vdash A \implies C$$

となり、

$$\vdash ((A \implies B) \wedge (B \implies C)) \implies (A \implies C)$$

を得る。 ■

推論法則 4.2.3 (二式が同時に導かれるならその論理積が導かれる). A, B, C を文とするとき

$$\vdash ((A \implies B) \wedge (A \implies C)) \implies (A \implies (B \wedge C))$$

証明.

$$(A \implies B) \wedge (A \implies C), A \vdash (A \implies B) \wedge (A \implies C)$$

であるから、 \wedge の除去より

$$(A \implies B) \wedge (A \implies C), A \vdash A \implies B$$

が成り立つ。

$$(A \implies B) \wedge (A \implies C), A \vdash A$$

でもあるから

$$(A \implies B) \wedge (A \implies C), A \vdash B$$

となる．同様にして

$$(A \implies B) \wedge (A \implies C), A \vdash C$$

となるので， \wedge の導入により

$$(A \implies B) \wedge (A \implies C), A \vdash B \wedge C$$

となり，演繹法則より

$$(A \implies B) \wedge (A \implies C) \vdash A \implies (B \wedge C)$$

が成り立つ．ゆえに

$$\vdash ((A \implies B) \wedge (A \implies C)) \implies (A \implies (B \wedge C))$$

が得られる．

推論法則 4.2.4 (含意は遺伝する). A, B, C を \mathcal{L}' の閉式とするとき以下が成り立つ:

- (a) $(A \implies B) \implies ((A \vee C) \implies (B \vee C)).$
- (b) $(A \implies B) \implies ((A \wedge C) \implies (B \wedge C)).$
- (c) $(A \implies B) \implies ((B \implies C) \implies (A \implies C)).$
- (c) $(A \implies B) \implies ((C \implies A) \implies (C \implies B)).$

証明.

- (a) いま $A \implies B$ が成り立っていると仮定する．論理和の導入により

$$C \implies (B \vee C)$$

は定理であるから，含意の推移律より

$$A \implies (B \vee C)$$

が従い，場合分け法則より

$$(A \vee C) \implies (B \vee C)$$

が成立する．ここに演繹法則を適用して

$$(A \implies B) \implies ((A \vee C) \implies (B \vee C))$$

が得られる．

- (b) いま $A \implies B$ が成り立っていると仮定する．論理積の除去より

$$(A \wedge C) \implies A$$

は定理であるから，含意の推移律より

$$(A \wedge C) \implies B$$

が従い、他方で論理積の除去より

$$(A \wedge C) \Longrightarrow C$$

も満たされる。そして推論法則 4.2.3 から

$$(A \wedge C) \Longrightarrow (B \wedge C)$$

が成り立ち、演繹法則より

$$(A \Longrightarrow B) \Longrightarrow ((A \wedge C) \Longrightarrow (B \wedge C))$$

が得られる。

- (c) いま $A \Longrightarrow B$, $B \Longrightarrow C$ および A が成り立っていると仮定する。このとき三段論法より B が成り立つので再び三段論法より C が成立する。ゆえに演繹法則より $A \Longrightarrow B$ と $B \Longrightarrow C$ が成り立っている下で

$$A \Longrightarrow C$$

が成立し、演繹法則を更に順次適用すれば

$$(A \Longrightarrow B) \Longrightarrow ((B \Longrightarrow C) \Longrightarrow (A \Longrightarrow C))$$

が得られる。

- (d) いま $A \Longrightarrow B$, $C \Longrightarrow A$ および C が成り立っていると仮定する。このとき三段論法より A が成り立つので再び三段論法より B が成立し、ここに演繹法則を適用すれば、 $A \Longrightarrow B$ と $C \Longrightarrow A$ が成立している下で

$$C \Longrightarrow B$$

が成立する。演繹法則を更に順次適用すれば

$$(A \Longrightarrow B) \Longrightarrow ((C \Longrightarrow A) \Longrightarrow (C \Longrightarrow B))$$

が得られる。 ■

A と B を \mathcal{L}' の式とすると、

$$(A \Longleftrightarrow B) \stackrel{\text{def}}{\Longleftrightarrow} (A \Longrightarrow B \wedge B \Longrightarrow A)$$

により \Longleftrightarrow を定め、式 ' $A \Longleftrightarrow B$ ' を " A と B は同値である (equivalent)" と翻訳する。

推論法則 4.2.5 (同値記号の可換律). A と B を \mathcal{L}' の閉式とすると

$$(A \Longleftrightarrow B) \Longrightarrow (B \Longleftrightarrow A).$$

略証. $A \Longleftrightarrow B$ が成り立っているならば、推論法則 4.2.1 より

$$B \Longrightarrow A \wedge A \Longrightarrow B$$

が成立する。すなわち

$$B \Longleftrightarrow A$$

が成立する。そして演繹法則から

$$(A \iff B) \implies (B \iff A)$$

が成立する。

推論法則 4.2.6 (同値記号の遺伝性質). A, B, C を \mathcal{L}' の閉式とするととき以下の式が成り立つ:

- (a) $(A \iff B) \implies ((A \vee C) \iff (B \vee C)).$
- (b) $(A \iff B) \implies ((A \wedge C) \iff (B \wedge C)).$
- (c) $(A \iff B) \implies ((B \implies C) \iff (A \implies C)).$
- (d) $(A \iff B) \implies ((C \implies A) \iff (C \implies B)).$

証明. まず (a) を示す。いま $A \iff B$ が成り立っていると仮定する。このとき $A \implies B$ と $B \implies A$ が共に成立し、他方で含意の遺伝性質より

$$\begin{aligned} (A \implies B) &\implies ((A \vee C) \implies (B \vee C)), \\ (B \implies A) &\implies ((B \vee C) \implies (A \vee C)) \end{aligned}$$

が成立するから三段論法より $(A \vee C) \implies (B \vee C)$ と $(B \vee C) \implies (A \vee C)$ が共に成立する。ここに \wedge の導入を適用すれば

$$(A \vee C) \iff (B \vee C)$$

が成立し、演繹法則を適用すれば

$$(A \iff B) \implies ((A \vee C) \iff (B \vee C))$$

が得られる。(b)(c)(d) も含意の遺伝性を適用すれば得られる。

推論規則 4.2.7 (矛盾と否定に関する規則). A を文とするととき以下が成り立つ:

矛盾の発生 否定が共に成り立つとき矛盾が起きる:

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

否定の導出 矛盾が導かれるとき否定が成り立つ:

$$A \implies \perp \vdash \neg A.$$

二重否定の法則 二重に否定された式は元の式を導く:

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

文 A が $\mathcal{S} \vdash \neg A$ を満たすとき、 A は公理系 \mathcal{S} において偽である (**false**) という。

推論法則 4.2.8 (偽な式は矛盾を導く). A を文とするとき

$$\vdash \neg A \implies (A \implies \perp).$$

証明. 矛盾の規則より

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

である. 演繹法則より

$$\neg A \vdash A \implies \perp$$

が成り立ち, 再び演繹法則より

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

が得られる. ■

$A, B \vdash C$ と $A \wedge B \vdash C$ は同値である. $A, B \vdash C$ が成り立っているとする, $\vdash A \implies (B \implies C)$ が成り立つ. $A \wedge B \vdash A$ と三段論法より $A \wedge B \vdash B \implies C$ が成り立ち, $A \wedge B \vdash B$ と三段論法より $A \wedge B \vdash C$ が成り立つ. 逆に $A \wedge B \vdash C$ が成り立っているとする $\vdash (A \wedge B) \implies C$ が成り立つ. $A, B \vdash A \wedge B$ と三段論法より $A, B \vdash C$ が成り立つ.

推論法則 4.2.9 (背理法の原理). A を文とするとき

$$\vdash (\neg A \implies \perp) \implies A.$$

証明. 否定の導出より

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

が成り立ち, 二重否定の法則より

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

が成り立つので, \wedge の導入より

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

が成り立つ. 含意の推移律 (推論法則 4.2.2) より

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

が成り立つので, 三段論法より

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

が得られる. ■

推論法則 4.2.10 (排中律). A を文とすると

$$\vdash A \vee \neg A.$$

証明.

$$\rightarrow (A \vee \neg A), A \vdash A$$

と \vee の導入より

$$\rightarrow (A \vee \neg A), A \vdash A \vee \neg A$$

が成り立つ. 一方で

$$\rightarrow (A \vee \neg A), A \vdash \neg (A \vee \neg A)$$

も成り立つので

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

が成り立つ. 演繹法則より

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

が成り立つので, 否定の導出より

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

が成り立つ. 再び \vee の導入によって

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

が成り立つ. 再び否定の導出より

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

が成り立つ. ゆえに

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

が成り立ち, 背理法の原理より

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

が得られる. ■

定理 4.2.11 (類は集合であるか真類であるかのいずれかに定まる). a を類とすると

$$\Sigma \vdash \text{set}(a) \vee \neg \text{set}(a).$$

証明. 排中律を適用することにより従う.

推論法則 4.2.12 (矛盾からはあらゆる式が導かれる). A を文とするとき

$$\vdash \perp \Rightarrow A.$$

証明. 推論法則 4.1.4 より

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

が成り立つ. また背理法の原理より

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

が成り立つので, 含意の推移律を適用すれば

$$\vdash \perp \Rightarrow A$$

が得られる.

推論法則 4.2.13 (矛盾を導く式はあらゆる式を導く). A, B を文とするとき

$$\vdash (A \Rightarrow \perp) \Rightarrow (A \Rightarrow B).$$

証明. 推論法則 4.2.12 より

$$\vdash \perp \Rightarrow B$$

が成り立つので

$$A \Rightarrow \perp \vdash \perp \Rightarrow B$$

が成り立つ.

$$A \Rightarrow \perp \vdash A \Rightarrow \perp$$

も成り立つので, 含意の推移律 (推論法則 4.2.2) より

$$A \Rightarrow \perp \vdash A \Rightarrow B$$

が成り立つ. そして演繹法則より

$$\vdash (A \Rightarrow \perp) \Rightarrow (A \Rightarrow B)$$

が得られる.

空虚な真

A, B を文とすると、偽な式は矛盾を導くので (推論法則 4.2.8)

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

が成り立ち、矛盾を導く式はあらゆる式を導くから (推論法則 4.2.13)

$$\vdash (A \implies \perp) \implies (A \implies B)$$

が成り立つ。以上と含意の推移律より

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

が得られる。つまり“偽な式はあらゆる式を導く”のであり、この現象を空虚な真 (vacuous truth) と呼ぶ。

推論法則 4.2.14 (含意は否定と論理和で表せる). A, B を文とすると

$$\vdash (A \implies B) \iff (\neg A \vee B).$$

証明.

第一段 含意の遺伝性質より

$$\vdash (A \implies B) \implies ((A \vee \neg A) \implies (B \vee \neg A))$$

が成り立つので

$$A \implies B \vdash (A \vee \neg A) \implies (B \vee \neg A)$$

となる。排中律より

$$A \implies B \vdash A \vee \neg A$$

も成り立つので、三段論法より

$$A \implies B \vdash B \vee \neg A$$

が成り立ち、論理和の可換律 (推論法則 4.2.1) より

$$A \implies B \vdash \neg A \vee B$$

が得られ、演繹法則より

$$\vdash (A \implies B) \implies (\neg A \vee B)$$

が得られる。

第二段 推論法則 4.2.8 より

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

が成り立ち、一方で推論法則 4.2.13 より

$$\vdash (A \implies \perp) \implies (A \implies B)$$

も成り立つので、含意の推移律より

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

が成立する。推論法則 4.1.4 より

$$\vdash B \implies (A \implies B)$$

も成り立つから、場合分けの法則より

$$\vdash (\neg A \vee B) \implies (A \implies B)$$

が成り立つ。 ■

推論法則 4.2.15 (二重否定の法則の逆が成り立つ). A を文とするとき

$$\vdash A \implies \neg\neg A.$$

証明. 排中律より

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

が成立し、また推論法則 4.2.14 より

$$\vdash (\neg A \vee \neg\neg A) \implies (A \implies \neg\neg A)$$

も成り立つので、三段論法より

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

が成立する。 ■

推論法則 4.2.16 (対偶命題は同値). A, B を文とするとき

$$\vdash (A \implies B) \iff (\neg B \implies \neg A).$$

証明.

第一段 含意は否定と論理和で表せるので (推論法則 4.2.14)

$$\vdash (A \implies B) \implies (\neg A \vee B) \tag{4.2}$$

が成り立つ。また論理和は可換であるから (推論法則 4.2.1)

$$\vdash (\neg A \vee B) \implies (B \vee \neg A) \tag{4.3}$$

が成り立つ．ところで二重否定の法則の逆 (推論法則 4.2.15) より

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

が成り立ち，また含意の遺伝性質より

$$\vdash (B \implies \neg\neg B) \implies ((B \vee \neg A) \implies (\neg\neg B \vee \neg A))$$

も成り立つから，三段論法より

$$\vdash (B \vee \neg A) \implies (\neg\neg B \vee \neg A) \quad (4.4)$$

が成立する．再び推論法則 4.2.14 によって

$$\vdash (\neg\neg B \vee \neg A) \implies (\neg B \implies \neg A) \quad (4.5)$$

が成り立つ．(4.2) と (4.3) と (4.4) と (4.5) に含意の推移律を適用すれば

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

が得られる．

第二段 含意は否定と論理和で表せるので (推論法則 4.2.14)

$$\vdash (\neg B \implies \neg A) \implies (\neg\neg B \vee \neg A) \quad (4.6)$$

が成り立つ．ところで二重否定の法則より

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

が成り立ち，また含意の遺伝性質より

$$\vdash (\neg\neg B \implies B) \implies ((\neg\neg B \vee \neg A) \implies (B \vee \neg A))$$

も成り立つから，三段論法より

$$\vdash (\neg\neg B \vee \neg A) \implies (B \vee \neg A) \quad (4.7)$$

が成立する．論理和は可換であるから (推論法則 4.2.1)

$$\vdash (B \vee \neg A) \implies (\neg A \vee B) \quad (4.8)$$

が成り立つ．再び推論法則 4.2.14 によって

$$\vdash (\neg A \vee B) \implies (A \implies B) \quad (4.9)$$

が成り立つ．(4.6) と (4.7) と (4.8) と (4.9) に含意の推移律を適用すれば

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

が得られる．

■

上の証明は簡単に書けば

$$\begin{aligned}
 (A \implies B) &\iff (\neg A \vee B) \\
 &\iff (B \vee \neg A) \\
 &\iff (\neg \neg B \vee \neg A) \\
 &\iff (\neg B \implies \neg A)
 \end{aligned}$$

で足りる.

推論法則 4.2.17 (De Morgan の法則). A, B を文とすると

- $\vdash \neg(A \vee B) \iff \neg A \wedge \neg B$.
- $\vdash \neg(A \wedge B) \iff \neg A \vee \neg B$.

証明.

第一段 論理和の導入の対偶を取れば

$$\vdash \neg(A \vee B) \implies \neg A$$

と

$$\vdash \neg(A \vee B) \implies \neg B$$

が成り立つ (推論法則 4.2.16). 二式が同時に導かれるならその論理積も導かれるので (推論法則 4.2.3)

$$\vdash \neg(A \vee B) \implies (\neg A \wedge \neg B)$$

が得られる. また

$$A, \neg A \wedge \neg B \vdash A$$

かつ

$$A, \neg A \wedge \neg B \vdash \neg A$$

より

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

が成り立つので, 演繹法則より

$$A \vdash (\neg A \wedge \neg B) \implies \perp$$

が従い, 否定の導入により

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

が成り立つ. 同様にして

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

も成り立つので、場合分け法則より

$$\vdash (A \vee B) \implies \neg (\neg A \wedge \neg B)$$

が成立する。この対偶を取れば

$$\vdash (\neg A \wedge \neg B) \implies \neg (A \vee B)$$

が得られる (推論法則 4.2.16).

第二段 前段の結果より

$$\vdash (\neg\neg A \wedge \neg\neg B) \iff \neg (\neg A \vee \neg B)$$

が成り立つ。ところで二重否定の法則とその逆 (推論法則 4.2.15) より

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

が成り立つので

$$\vdash (A \wedge B) \iff \neg (\neg A \vee \neg B)$$

が成り立つ。対偶命題の同値性 (推論法則 4.2.16) から

$$\vdash \neg (A \wedge B) \iff (\neg A \vee \neg B)$$

が得られる。 ■

以上で “集合であり真類でもある類は存在しない” という言明を証明する準備が整いました。

定理 4.2.18 (集合であり真類でもある類は存在しない). a を類とすると

$$\Sigma \vdash \neg (\text{set}(a) \wedge \neg \text{set}(a)).$$

証明. a を類とすると、排中律より

$$\vdash \text{set}(a) \vee \neg \text{set}(a)$$

が成り立ち、論理和の可換律より

$$\vdash \neg \text{set}(a) \vee \text{set}(a)$$

も成立する。そして De Morgan の法則より

$$\vdash \neg (\neg\neg \text{set}(a) \wedge \neg \text{set}(a))$$

が成り立つが、二重否定の法則より $\neg\neg \text{set}(a)$ と $\text{set}(a)$ は同値となるので

$$\vdash \neg (\text{set}(a) \wedge \neg \text{set}(a))$$

が成り立つ。 ■

「集合であり真類でもある類は存在しない」とは言ったものの、それはあくまで

$$\Sigma \vdash (\text{set}(a) \wedge \rightarrow \text{set}(a))$$

を翻訳したに過ぎないのであって、もしかすると

$$\Sigma \vdash \text{set}(a) \wedge \rightarrow \text{set}(a)$$

も導かれるかもしれない。この場合 Σ は矛盾することになるが、 Σ の無矛盾性が不明であるためこの事態が起こらないとは言えない。

推論規則 4.2.19 (量化記号に関する規則). A を \mathcal{L} の式とし、 x を A に自由に現れる変項とし、 A に自由に現れる項が x のみであるとする。また τ を任意の ε 項とする。このとき以下を推論規則とする。

$$\begin{aligned} A(\tau) &\vdash \exists x A(x), \\ \exists x A(x) &\vdash A(\varepsilon x A(x)), \\ \forall x A(x) &\vdash A(\tau), \\ A(\varepsilon x \rightarrow A(x)) &\vdash \forall x A(x). \end{aligned}$$

どれでも一つ、 A を成り立たせるような 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 $\varepsilon x A(x)$ なる ε 項が A を満たすのであるから、 $\exists x A(x)$ が成り立つということと A を満たす ε 項が取れるということは同じ意味になる。

$\forall x A(x)$ が成り立つならばいかなる ε 項も A を満たすし、逆にいかなる ε 項も A を満たすならば、特に $\varepsilon x \rightarrow A(x)$ なる ε 項も A 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 ε 項が A 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、 ε 項はどれも集合であって、また集合である類はいずれかの ε 項と等しい。ゆえに、量子子の亘る範囲は集合に制限されるのである。

推論法則 4.2.20 (量化記号の性質 (イ)). A, B を \mathcal{L}' の式とし、 x を A, B に現れる文字とし、 x のみが A, B で量化されていないとする。 \mathcal{L} の任意の対象 τ に対して

$$A(\tau) \iff B(\tau)$$

が成り立っているとき、

$$\exists x A(x) \iff \exists x B(x)$$

および

$$\forall x A(x) \iff \forall x B(x)$$

が成り立つ。

証明. いま、 \mathcal{L} の任意の対象 τ に対して

$$A(\tau) \iff B(\tau) \tag{4.10}$$

が成り立っているとする。ここで

$$\exists x A(x)$$

が成り立っていると仮定すると、

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

とおけば存在記号に関する規則より

$$A(\tau)$$

が成立し、(4.10) と併せて

$$B(\tau)$$

が成立する。再び存在記号に関する規則より

$$\exists x B(x)$$

が成り立つので、演繹法則から

$$\exists x A(x) \Longrightarrow \exists x B(x)$$

が得られる。A と B の立場を入れ替えれば

$$\exists x B(x) \Longrightarrow \exists x A(x)$$

も得られる。今度は

$$\forall x A(x)$$

が成り立っていると仮定すると、推論法則??より \mathcal{L} の任意の対象 τ に対して

$$A(\tau)$$

が成立し、(4.10) と併せて

$$B(\tau)$$

が成立する。 τ の任意性と推論法則??より

$$\forall x B(x)$$

が成り立つので、演繹法則から

$$\forall x A(x) \Longrightarrow \forall x B(x)$$

が得られる。A と B の立場を入れ替えれば

$$\forall x B(x) \Longrightarrow \forall x A(x)$$

も得られる。



推論法則 4.2.21 (量化記号に対する De Morgan の法則). A を \mathcal{L}' の式とし, x を A に現れる文字とし, x のみが A で量化されていないとする. このとき

$$\exists x \rightarrow A(x) \iff \rightarrow \forall x A(x)$$

および

$$\forall x \rightarrow A(x) \iff \rightarrow \exists x A(x)$$

が成り立つ.

略証. 推論規則 4.2.19 より

$$\exists x \rightarrow A(x) \iff \rightarrow A(\varepsilon x \rightarrow A(x))$$

は定理である. 他方で推論規則 4.2.19 より

$$A(\varepsilon x \rightarrow A(x)) \iff \forall x A(x)$$

もまた定理であり, この対偶を取れば

$$\rightarrow A(\varepsilon x \rightarrow A(x)) \iff \rightarrow \forall x A(x)$$

が成り立つ. ゆえに

$$\exists x \rightarrow A(x) \iff \rightarrow \forall x A(x)$$

が従う. A を $\rightarrow A$ に置き換えれば

$$\forall x \rightarrow A(x) \iff \rightarrow \exists x \rightarrow \rightarrow A(x)$$

が成り立ち, また \mathcal{L} の任意の対象 τ に対して

$$A(\tau) \iff \rightarrow \rightarrow A(\tau)$$

が成り立つので, 推論法則 4.2.20 より

$$\exists x \rightarrow \rightarrow A(x) \iff \exists x A(x)$$

も成り立つ. ゆえに

$$\forall x \rightarrow A(x) \iff \rightarrow \exists x A(x)$$

が従う.



第 5 章

集合

5.1 相等性

本稿において“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

$$a = b$$

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 5.1.1 (外延性の公理 (Extensionality)).

$$(EXT) \stackrel{\text{def}}{\iff} \forall x \forall y (\forall z (z \in x \leftrightarrow z \in y) \rightarrow x = y).$$

定理 5.1.2 (任意の集合は自分自身と等しい).

$$(EXT) \vdash \forall x (x = x).$$

略証. 任意の ε 項 σ に対して、推論法則 4.1.3 より

$$\vdash \sigma \in \tau \leftrightarrow \sigma \in \tau$$

が成り立つから、 σ の任意性より

$$\vdash \forall s (s \in \tau \leftrightarrow s \in \tau)$$

が成り立つ。外延性の公理より

$$(EXT) \vdash \forall s (s \in \tau \leftrightarrow s \in \tau) \rightarrow \tau = \tau$$

となるので、三段論法より

$$(EXT) \vdash \tau = \tau$$

が得られる。ゆえに

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

となる。

定理 5.1.3 (閉 ε 項は集合である). τ を閉 ε 項とするとき

$$(EXT) \vdash \text{set}(\tau).$$

略証. 定理 5.1.2 より

$$(EXT) \vdash \tau = \tau$$

が成立するので、存在記号の推論規則より

$$(EXT) \vdash \exists x (\tau = x)$$

が成立する。

φ を \mathcal{L}_ε の式とし、 x を φ に現れる変項とし、 x のみが φ で自由であるとする。

$$\text{set}(\{x \mid \varphi(x)\}) \vdash \text{set}(\{x \mid \varphi(x)\})$$

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、存在記号の推論規則より

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

が得られる。

定理 5.1.4 (集合である内包項は ε 項で書ける). 閉内包項 $\{x \mid \varphi(x)\}$ に対して、

$$\text{set}(\{x \mid \varphi(x)\}) \vdash \{x \mid \varphi(x)\} = \varepsilon y \forall x (\varphi(x) \leftrightarrow x \in y).$$

ブルバキでは τ 項を、島内では ε 項のみを導入して $\varepsilon y \forall x (\varphi(x) \leftrightarrow x \in y)$ によって $\{x \mid \varphi(x)\}$ を定めている。本稿と同じくブルバキの τ 項も島内の ε 項も集合を表すものであるから、

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

を満たさないような性質 φ に対しては $\varepsilon y \forall x (\varphi(x) \leftrightarrow x \in y)$ は不定の集合を指す。本稿では

公理 5.1.5 (要素の公理). 要素となりうる類は集合である. つまり, a, b を類とすると

$$a \in b \rightarrow \text{set}(a).$$

公理 5.1.6 (内包性公理). A を \mathcal{L}_\in の式とし, x を A に現れる変項とし, y を $A(x)$ に現れない変項とし, x のみが A で自由であるとする. このとき

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

要素の公理で要求していることは類を構成できるのは集合に限られるということであり, 内包性公理は甲種項はその固有の性質を持つ集合の全体であるという意味を持つ.

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 5.1.7 (相等性公理). A を \mathcal{L}' の式とし, x を A に現れる文字とし, x のみが A で量化されていないとする. このとき a, b を類とすれば次が成り立つ:

$$a = b \rightarrow (A(a) \leftrightarrow A(b)).$$

定理 5.1.8 (外延性の公理の逆も成り立つ). a と b を類とすると

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

証明. $a = b$ が成り立っていると仮定すれば, 相等性の公理より \mathcal{L} の任意の対象 τ に対して

$$\tau \in a \leftrightarrow \tau \in b$$

が満たされるから, 推論法則??より

$$\forall x (x \in a \leftrightarrow x \in b)$$

が成立する. よって演繹法則より

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

が成り立つ.



等しい類同士は同じ \mathcal{L} の対象を要素に持つと示されましたが、このとき要素を持つ集合まで一致します。これは相等性の公理から明らかですが、詳しくは部分類の箇所の説明いたしましょう。

定理 5.1.9 (条件を満たす集合は要素である). A を \mathcal{L} の式とし、 x を A に現れる文字とし、 t を $A(x)$ に現れない文字とし、 x のみが A で量化されていないとする。このとき、 a を類とすると

$$A(a) \rightarrow (\text{set}(a) \rightarrow a \in \{x \mid A(x)\}).$$

略証. いま

$$A(a)$$

と

$$\text{set}(a)$$

が成立していると仮定する。このとき要素の公理から

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

が成立するので、

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (a = x)$$

とおけば

$$a = \tau$$

が成り立ち、相等性の公理より

$$A(\tau)$$

が成立する。よって類の公理より

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

が従い、相等性の公理から

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

が成立する。

定理 5.1.10 (\mathbf{V} は集合の全体である). a を類とするとき次が成り立つ:

$$\text{set}(a) \leftrightarrow a \in \mathbf{V}.$$

証明. a を類とすると、まず要素の公理より

$$a \in \mathbf{V} \rightarrow \text{set}(a)$$

が得られる。逆に

$$\text{set}(a)$$

が成り立っていると仮定する。このとき

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (a = x)$$

とおけば、定理 5.1.2 より

$$\tau = \tau$$

となるので、類の公理より

$$\tau \in \mathbf{V}$$

が成り立つ。そして相等性の公理より

$$a \in \mathbf{V}$$

が従うから

$$\text{set}(a) \rightarrow a \in \mathbf{V}$$

も得られる。 ■

定義 5.1.11 (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 5.1.12 (置換公理).

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

$\{x \mid \varphi(x)\}$ は集合であるとは限らないが、集合 a に対して

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

なる類は当然 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。置換公理によってそのこと保証され、分出定理として知られている。

定理 5.1.13 (分出定理).

$$\forall a \exists s \forall x (x \in s \leftrightarrow x \in a \wedge \varphi(x)).$$

ただし, φ において自由に現れるのは x だけである.

略証. y と z を, $\varphi(x)$ に現れる自由な x を y や z に置き換えても束縛されない変項とする. そして x と y が自由に現れる式 $\psi(x, y)$ を

$$x = y \wedge \varphi(x)$$

と設定すると, これは

$$\forall x \forall y \forall z [\psi(x, y) \wedge \psi(x, z) \rightarrow y = z]$$

を満たすので, 置換公理より集合 a に対して

$$\forall y (y \in z \leftrightarrow \exists x (x \in a \wedge \psi(x, y)))$$

を満たす集合 z が取れる. このとき

$$\{y \mid y \in a \wedge \varphi(y)\} = z$$

が成立する. 実際, 任意の ε 項 y に対して,

$$y \in z$$

ならば

$$x \in a \wedge x = y \wedge \varphi(x)$$

を満たす集合 x が取れるが, このとき相等性から

$$y \in a \wedge \varphi(y)$$

が成立する. 逆に

$$y \in a \wedge \varphi(y)$$

であれば,

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon s (y = s)$$

とおけば

$$\tau \in a \wedge (\tau = y \wedge \varphi(\tau))$$

が成り立つので, すなわち

$$\exists x (x \in a \wedge \psi(x, y))$$

が成り立ち

$$y \in z$$

となる.

■

定理 5.1.14 (\emptyset は集合). \emptyset は集合である:

$$\text{set}(\emptyset).$$

略証. 分出定理より

$$\forall z \exists y \forall x (x \in y \leftrightarrow x \in z \wedge x \neq x) \quad (5.1)$$

が成立するが, この式から

$$\exists y \forall x (x \in y \leftrightarrow x \neq x) \quad (5.2)$$

を示せる. これはすなわち \emptyset が集合であるということを示唆する. ζ を勝手な ε 項として, 後々の便宜のために

$$\begin{aligned} \sigma &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon y \forall x (x \in y \leftrightarrow x \in \zeta \wedge x \neq x), \\ \tau &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \rightarrow (x \in \sigma \leftrightarrow x \neq x) \end{aligned}$$

とおけば, (5.1) より

$$\tau \in \sigma \leftrightarrow \tau \in \zeta \wedge \tau \neq \tau$$

が成立する. 論理和の規則より

$$\tau \in \zeta \wedge \tau \neq \tau \rightarrow \tau \neq \tau$$

が満たされるので, まずは

$$\tau \in \sigma \rightarrow \tau \neq \tau$$

が得られる. また

$$\tau = \tau$$

は正しいので,

$$\tau = \tau \rightarrow (\tau \notin \sigma \rightarrow \tau = \tau)$$

と併せて

$$\tau \notin \sigma \rightarrow \tau = \tau$$

が成り立ち, 対偶を取れば

$$\tau \neq \tau \rightarrow \tau \in \sigma$$

も得られる. ゆえに

$$\forall x (x \in \sigma \leftrightarrow x \neq x)$$

が得られ, (5.2) が従う.

■

定理 5.1.15 (空集合は \mathcal{L} のいかなる対象も要素に持たない).

$$\forall x (x \notin \emptyset).$$

略証. τ を \mathcal{L} の対象とすると、類の公理より

$$\tau \in \emptyset \rightarrow \tau \neq \tau$$

が成り立つから、対偶を取れば

$$\tau = \tau \rightarrow \tau \notin \emptyset$$

が成り立つ (推論法則 4.2.16). 定理 5.1.2 より

$$\tau = \tau$$

は正しいので、三段論法より

$$\tau \notin \emptyset$$

が成り立つ. そして τ の任意性より

$$\forall x (x \notin \emptyset)$$

が得られる. ■

定理 5.1.16 (\mathcal{L} のいかなる対象も要素に持たない類は空集合に等しい). a を類とすると次が成り立つ:

$$\forall x (x \notin a) \leftrightarrow a = \emptyset.$$

証明. a を類として $\forall x (x \notin a)$ が成り立っていると仮定する. このとき τ を \mathcal{L} の任意の対象とすれば

$$\tau \notin a \vee \tau \in \emptyset$$

と

$$\tau \notin \emptyset \vee \tau \in a$$

が共に成り立つので、推論法則 4.2.14 より

$$\tau \in a \rightarrow \tau \in \emptyset$$

と

$$\tau \in \emptyset \rightarrow \tau \in a$$

が共に成り立つ. よって

$$\tau \in a \leftrightarrow \tau \in \emptyset$$

が成立し、 τ の任意性と推論法則??から

$$\forall x (x \in a \leftrightarrow x \in \emptyset)$$

が得られる。ゆえに外延性の公理より

$$a = \emptyset$$

が成立し、演繹法則より

$$\forall x (x \notin a) \rightarrow a = \emptyset$$

が得られる。逆に

$$a = \emptyset$$

が成り立っていると仮定する。ここで χ を \mathcal{L} の任意の対象とすれば、相等性の公理より

$$\chi \in a \rightarrow \chi \in \emptyset$$

が成立するので、対偶を取れば

$$\chi \notin \emptyset \rightarrow \chi \notin a$$

が成り立つ。定理 5.1.15 より

$$\chi \notin \emptyset$$

が満たされているので、三段論法より

$$\chi \notin a$$

が成立し、 χ の任意性と推論法則??より

$$\forall x (x \notin a)$$

が成立する。ここに演繹法則を適用して

$$a = \emptyset \rightarrow \forall x (x \notin a)$$

も得られる。

定理 5.1.17 (空集合はいかなる類も要素に持たない). a, b を類とするとき次が成り立つ:

$$b = \emptyset \rightarrow a \notin b.$$

証明. いま $a \in b$ が成り立っていると仮定する。このとき要素の公理と三段論法より

$$\text{set}(a)$$

が成立する．ここで

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (a = x)$$

とおけば，存在記号に関する規則から

$$a = \tau$$

が成り立つので，相等性の公理より

$$\tau \in b$$

が従い，存在記号に関する規則より

$$\exists x (x \in b)$$

が成り立つ．よって演繹法則から

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

が成り立つ．この対偶を取り推論法則 4.2.21 を適用すれば

$$\forall x (x \notin b) \rightarrow a \notin b$$

が得られる．定理 5.1.16 より

$$b = \emptyset \rightarrow \forall x (x \notin b)$$

も正しいので，含意の推移律から

$$b = \emptyset \rightarrow a \notin b$$

が得られる．

定義 5.1.18 (部分類). a, b を \mathcal{L}' の項とするととき，

$$a \subset b \stackrel{\text{def}}{\iff} \forall x (x \in a \rightarrow x \in b)$$

と定める．式 $a \subset b$ を “ a は b の部分類 (**subclass**) である” と翻訳し，特に a が集合である場合は “ a は b の部分集合 (**subset**) である” と翻訳する．また次の記号も定める：

$$a \subsetneq b \stackrel{\text{def}}{\iff} a \subset b \wedge a \neq b.$$

空虚な真の一例として次の結果を得る．

定理 5.1.19 (空集合は全ての類に含まれる). a を類とするととき次が成り立つ：

$$\emptyset \subset a.$$

証明. a を類とする. τ を \mathcal{L} の任意の対象とすれば

$$\tau \notin \emptyset$$

が成り立つから, 推論規則??を適用して

$$\tau \notin \emptyset \vee \tau \in a$$

が成り立つ. 従って

$$\tau \in \emptyset \rightarrow \tau \in a$$

が成り立ち, τ の任意性と推論法則??より

$$\forall x (x \in \emptyset \rightarrow x \in a)$$

が成立する. ■

$a \subset b$ とは a に属する全ての “ \mathcal{L} の対象” は 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 5.1.20 (類はその部分類に属する全ての類を要素に持つ). a, b, c を類とすれば次が成り立つ:

$$a \subset b \rightarrow (c \in a \rightarrow c \in b).$$

証明. いま $a \subset b$ が成り立っているとする. このとき

$$c \in a$$

が成り立っていると仮定すれば, 要素の公理より

$$\text{set}(c)$$

が成り立つ. ここで

$$\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x (c = x)$$

とおくと

$$c = \tau$$

が成り立つので, 相等性の公理より

$$\tau \in a$$

が成り立ち, $a \subset b$ と推論法則??から

$$\tau \in b$$

が従う. 再び相等性の公理を適用すれば

$$c \in b$$

が成り立つので、演繹法則より、 $a \subset b$ が成り立っている下で

$$c \in a \rightarrow c \in b$$

が成立する。再び演繹法則を適用すれば定理の主張が得られる。 ■

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 5.1.21 (\mathbf{V} は最大の類である). a を類とすると次が成り立つ:

$$a \subset \mathbf{V}.$$

証明. τ を \mathcal{L} の任意の対象とすれば、定理 5.1.2 と類の公理より

$$\tau \in \mathbf{V}$$

が成立するので、推論規則??より

$$\tau \notin a \vee \tau \in \mathbf{V}$$

が成立する。このとき推論法則 4.2.14 より

$$\tau \in a \rightarrow \tau \in \mathbf{V}$$

が成立し、 τ の任意性と推論法則??から

$$\forall x (x \in a \rightarrow x \in \mathbf{V})$$

が従う。 ■

定理 5.1.22 (互いに互いの部分類となる類同士は等しい). a, b を類とすると次が成り立つ:

$$a \subset b \wedge b \subset a \leftrightarrow a = b.$$

略証. $a \subset b \wedge b \subset a$ が成り立っていると仮定する。このとき τ を \mathcal{L} の任意の対象とすれば、 $a \subset b$ と推論法則??より

$$\tau \in a \rightarrow \tau \in b$$

が成立し、 $b \subset a$ と推論法則??より

$$\tau \in b \rightarrow \tau \in a$$

が成立するので、

$$\tau \in a \leftrightarrow \tau \in b$$

が成り立つ。 τ の任意性と推論法則??および外延性の公理より

$$a = b$$

が出るので、演繹法則より

$$a \subset b \wedge b \subset a \rightarrow a = b$$

が得られる。逆に $a = b$ が満たされていると仮定するとき、 τ を \mathcal{L} の任意の対象とすれば

$$\tau \in a \rightarrow \tau \in b$$

と

$$\tau \in b \rightarrow \tau \in a$$

が共に成り立つ。よって推論法則??より

$$a \subset b$$

と

$$b \subset a$$

が共に従う。よって演繹法則より

$$a = b \rightarrow a \subset b \wedge b \subset a$$

も得られる。

定理 5.1.20 と定理 5.1.22 より、類 a, b が $a = b$ を満たすならば、 a と b は要素に持つ \mathcal{L} の対象のみならず、要素に持つ類までも一致するのですね。

5.2 順序型について

(A, R) を整列集合とするとき、

$$x \mapsto \begin{cases} \min A \setminus \text{ran}(x) & \text{if } \text{ran}(x) \subsetneq A \\ A & \text{o.w.} \end{cases}$$

なる写像 G に対して

$$\forall \alpha F(\alpha) = G(F \upharpoonright \alpha)$$

なる写像 F を取り

$$\alpha \stackrel{\text{def}}{=} \min \{ \alpha \in \text{ON} \mid F(\alpha) = A \}$$

とおけば、 α は (A, R) の順序型。

5.3 超限再帰について

V 上の写像 G が与えられたら,

$$F \stackrel{\text{def}}{=} \{(\alpha, x) \mid \text{ord}(\alpha) \wedge \exists f (f : \text{on } \alpha \wedge \forall \beta \in \alpha (f(\beta) = G(f \upharpoonright \beta)) \wedge x = G(f))\}$$

により F を定めれば

$$\forall \alpha F(\alpha) = G(F \upharpoonright \alpha)$$

が成立する.

任意の順序数 α および α 上の写像 f と g に対して,

$$\forall \beta \in \alpha (f(\beta) = G(f \upharpoonright \beta))$$

かつ

$$\forall \beta \in \alpha (g(\beta) = G(g \upharpoonright \beta))$$

ならば $f = g$ である.

まず

$$f(0) = G(f \upharpoonright 0) = G(0) = G(g \upharpoonright 0) = g(0)$$

が成り立つ. また

$$\forall \delta \in \beta (\delta \in \alpha \rightarrow f(\delta) = g(\delta))$$

ならば, $\beta \in \alpha$ であるとき

$$f \upharpoonright \beta = g \upharpoonright \beta$$

となるので

$$\beta \in \alpha \rightarrow f(\beta) = g(\beta)$$

が成り立つ. ゆえに

$$f = g$$

が得られる.

任意の順序数 α に対して, α 上の写像 f で

$$\forall \beta \in \alpha (f(\beta) = G(f \upharpoonright \beta))$$

を満たすものが取れる.

$\alpha = 0$ のとき $f \stackrel{\text{def}}{=} 0$ とすればよい. α の任意の要素 β に対して

$$g : \text{on } \beta \wedge \forall \gamma \in \beta (g(\gamma) = G(g \upharpoonright \gamma))$$

なる g が存在するとき,

$$f \stackrel{\text{def}}{=} \{ (\beta, x) \mid \beta \in \alpha \wedge \exists g (g : \text{on } \beta \wedge \forall \gamma \in \beta (g(\gamma) = G(g \upharpoonright \gamma)) \wedge x = G(g)) \}$$

と定めれば, f は α 上の写像であって

$$\forall \beta \in \alpha (f(\beta) = G(f \upharpoonright \beta))$$

を満たす.

任意の順序数 α に対して $F(\alpha) = G(F \upharpoonright \alpha)$ が成り立つ.

$\alpha = 0$ ならば, 0 上の写像は 0 のみなので

$$F(0) = G(0) = G(F \upharpoonright 0)$$

である.

$$\forall \beta \in \alpha F(\beta) = G(F \upharpoonright \beta)$$

が成り立っているとき,

$$\forall \beta \in \alpha f(\beta) = G(f \upharpoonright \beta)$$

を満たす α 上の写像 f を取れば, 前の一意性より

$$f = F \upharpoonright \alpha$$

が成立する. よって

$$F(\alpha) = G(f) = G(F \upharpoonright \alpha)$$

となる. ■

5.4 自然数の全体について

\mathbf{N} を

$$\mathbf{N} \stackrel{\text{def}}{=} \{ \beta \mid \alpha \leq \beta \text{ である } \alpha \text{ は } 0 \text{ であるか後続型順序数} \}$$

によって定めれば, 無限公理より

$$\text{set}(\mathbf{N})$$

である. また $\text{ord}(\mathbf{N})$ と $\text{lim.o}(\mathbf{N})$ も証明できるはず. \mathbf{N} が最小の極限数であることは \mathbf{N} を定義した論理式より従う.

第 6 章

イプシロン定理

6.1 言語

EC EC(Elementary calculus) の言語を $L(EC)$ と書く. $L(EC)$ の構成要素は

矛盾記号 \perp

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

述語記号 $=, \in$

変項 x_0, x_1, x_2, \dots

とする. 変項は $L(EC)$ の項であって, また $L(EC)$ の項は変項だけである. $L(EC)$ の式は

- 項 s と式 t に対して $\in st$ と $= st$ は式である.
- 式 φ と式 ψ に対して $\rightarrow \varphi, \vee \varphi \psi, \wedge \varphi \psi, \rightarrow \varphi \psi$ は式である.
- 以上のみが $L(EC)$ の式である.

PC PC(Predicate calculus) の言語を $L(PC)$ と書く. $L(PC)$ の構成要素は

矛盾記号 \perp

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

量化子 \forall, \exists

述語記号 $=, \in$

変項 x_0, x_1, x_2, \dots

とする. 変項は $L(PC)$ の項であって, また $L(PC)$ の項は変項だけである. $L(PC)$ の式は

- 項 s と式 t に対して $\in st$ と $= st$ は式である.
- 式 φ と式 ψ に対して $\rightarrow \varphi, \vee \varphi \psi, \wedge \varphi \psi, \rightarrow \varphi \psi$ は式である.
- 式 φ と変項 x に対して, $\forall x \varphi$ と $\exists x \varphi$ は式である.
- 以上のみが $L(PC)$ の式である.

$L(EC)$ と $L(PC)$ に ε 項を追加した言語をそれぞれ $L(EC_\varepsilon), L(PC_\varepsilon)$ とする.

EC_ε 言語 $L(EC_\varepsilon)$ の構成要素は

矛盾記号 \perp

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

述語記号 $=, \in$

変項 x_0, x_1, x_2, \dots

ε 記号 ε

とする。 $L(EC_\epsilon)$ の項と式は

- 変項は項である。
- 項 s と式 t に対して $\in st$ と $= st$ は式である。
- 式 φ と式 ψ に対して $\rightarrow \varphi, \vee \varphi \psi, \wedge \varphi \psi, \rightarrow \varphi \psi$ は式である。
- 式 φ と変項 x に対して, $\epsilon x \varphi$ は項である。
- 以上のみが $L(EC_\epsilon)$ の項と式である。

PC_ϵ 言語 $L(PC_\epsilon)$ の構成要素は

矛盾記号 \perp

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

量化子 \forall, \exists

述語記号 $=, \in$

変項 x_0, x_1, x_2, \dots

ϵ 記号 ϵ

とする。 $L(PC_\epsilon)$ の項と式は

- 変項は項である。
- 項 s と式 t に対して $\in st$ と $= st$ は式である。
- 式 φ と式 ψ に対して $\rightarrow \varphi, \vee \varphi \psi, \wedge \varphi \psi, \rightarrow \varphi \psi$ は式である。
- 式 φ と変項 x に対して, $\forall x \varphi$ と $\exists x \varphi$ は式である。
- 式 φ と変項 x に対して, $\epsilon x \varphi$ は項である。
- 以上のみが $L(PC_\epsilon)$ の項と式である。

6.2 証明

EC

EC の公理

φ と ψ と χ を $L(EC)$ の式とするととき, 次は EC の公理である。

(S) $(\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi)).$

(K) $\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi).$

(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) $(\varphi \wedge \psi) \rightarrow \psi.$

(CTI) $\varphi \rightarrow (\neg \varphi \rightarrow \perp).$

(NI) $(\varphi \rightarrow \perp) \rightarrow \neg \varphi.$

(DNE) $\neg \neg \varphi \rightarrow \varphi.$

Γ を公理系という場合は, Γ は $L(EC)$ の式の集合である。 Γ が空である場合もある。 $L(EC)$ の式 χ に対して Γ

から **EC** の証明が存在する (証明可能である) ことを

$$\Gamma \vdash_{\text{EC}} \chi$$

と書くが, **EC** における Γ から χ への証明とは, $L(\text{EC})$ の式の列 $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$ であって, φ_n は χ であり, 各 $i \in \{1, 2, \dots, n\}$ に対して

- φ_i は **EC** の公理である.
- φ_i は Γ の公理である.
- φ_i は前の式から推論規則を用いて得られる式である. **EC** の推論規則とは,
三段論法 $j, k < i$ なる k, j が取れて, φ_k は $\varphi_j \rightarrow \varphi_i$ である.

が満たされているものである.

PC φ をいずれかの言語の式とし, x を変項とする. φ に x が自由に現れているとき, φ に自由に現れている x を変項 t で置き換えた式を

$$\varphi(t/x)$$

とする. ただし t は $\varphi(t/x)$ で x に置き換わった位置で束縛されないとする. このことを t は φ の中で x への代入について自由であるとも言う.

PC の公理

φ と ψ と χ を $L(\text{PC})$ の式とし, x と t を変項とすると, 次は **PC** の公理である.

$$(S) \quad (\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi)).$$

$$(K) \quad \varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi).$$

$$(DI1) \quad \varphi \rightarrow (\varphi \vee \psi).$$

$$(DI2) \quad \psi \rightarrow (\varphi \vee \psi).$$

$$(DE) \quad (\varphi \rightarrow \chi) \rightarrow ((\psi \rightarrow \chi) \rightarrow ((\varphi \vee \psi) \rightarrow \chi)).$$

$$(CI) \quad \varphi \rightarrow (\psi \rightarrow (\varphi \wedge \psi)).$$

$$(CE1) \quad (\varphi \wedge \psi) \rightarrow \varphi.$$

$$(CE2) \quad (\varphi \wedge \psi) \rightarrow \psi.$$

$$(UE) \quad \forall x \varphi \rightarrow \varphi(t/x).$$

ただし, φ には x が自由に現れて, t は φ の中で x への代入について自由である.

$$(EI) \quad \varphi(t/x) \rightarrow \exists x \varphi.$$

ただし, φ には x が自由に現れて, t は φ の中で x への代入について自由である.

$$(CTI) \quad \varphi \rightarrow (\neg \varphi \rightarrow \perp).$$

$$(NI) \quad (\varphi \rightarrow \perp) \rightarrow \neg \varphi.$$

$$(DNE) \quad \neg \neg \varphi \rightarrow \varphi.$$

Γ を公理系という場合は, Γ は $L(\text{PC})$ の文の集合である. Γ が空である場合もある. $L(\text{PC})$ の式 χ に対して Γ から **PC** の証明が存在する (証明可能である) ことを

$$\Gamma \vdash_{\text{PC}} \chi$$

と書くが, **PC** における Γ から χ への証明とは, $L(\text{PC})$ の式の列 $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$ であって, φ_n は χ であり, 各 $i \in \{1, 2, \dots, n\}$ に対して

- φ_i は **PC** の公理である.

- φ_i は Γ の公理である.
- φ_i は前の式から推論規則を用いて得られる式である. **PC** の推論規則とは,
 三段論法 $j, k < i$ なる k, j が取れて, φ_k は $\varphi_j \rightarrow \varphi_i$ である.
 存在汎化 $j < i$ なる j が取れて, φ_j は $\varphi(t/x) \rightarrow \psi$ なる式であって, φ_i は $\exists x\varphi \rightarrow \psi$ なる式である.
 ただし, φ には x が自由に現れ, t は φ の中で x への代入について自由である. また t は φ と ψ には自由に現れない.
- 全称汎化 $j < i$ なる j が取れて, φ_j は $\psi \rightarrow \varphi(t/x)$ なる式であって, φ_i は $\psi \rightarrow \forall x\varphi$ なる式である.
 ただし, φ には x が自由に現れ, t は φ の中で x への代入について自由である. また t は φ と ψ には自由に現れない.

が満たされているものである.

主要論理式 \mathbf{EC}_ε と \mathbf{PC}_ε の公理には

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

なる形の式が追加される. ただし x は φ に自由に現れて, τ は項である. この形の式を主要論理式 (**principal formula**) と呼ぶ.

\mathbf{EC}_ε ε 項 $\varphi x\varphi$ において, x は束縛されている. また t を φ に自由に現れる変項とすると, t は $\varphi x\varphi$ にも自由に現れていると言う.

\mathbf{EC}_ε の公理

φ と ψ と χ を $L(\mathbf{EC}_\varepsilon)$ の式とすると, 次は \mathbf{EC}_ε の公理である.

- (S) $(\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi)).$
- (K) $\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi).$
- (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) $(\varphi \wedge \psi) \rightarrow \psi.$
- (CTI) $\varphi \rightarrow (\neg \varphi \rightarrow \perp).$
- (NI) $(\varphi \rightarrow \perp) \rightarrow \neg \varphi.$
- (DNE) $\neg \neg \varphi \rightarrow \varphi.$
- (PF) $\varphi(\tau/x) \rightarrow \varphi(\varepsilon x\varphi/x).$

ただし, φ には x が自由に現れて, τ は項である.

Γ を公理系とする. $L(\mathbf{EC}_\varepsilon)$ の式 χ に対して Γ から \mathbf{EC}_ε の証明が存在する (証明可能である) ことを

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{EC}_\varepsilon} \chi$$

と書くが, \mathbf{EC}_ε における Γ から χ への証明とは, $L(\mathbf{EC}_\varepsilon)$ の式の列 $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$ であって, φ_n は χ であり, 各 $i \in \{1, 2, \dots, n\}$ に対して

- φ_i は \mathbf{EC}_ε の公理である.
- φ_i は Γ の公理である.
- φ_i は前の式から推論規則を用いて得られる式である. \mathbf{EC}_ε の推論規則とは,

三段論法 $j, k < i$ なる k, j が取れて, φ_k は $\varphi_j \rightarrow \varphi_i$ である.
 が満たされているものである.

\mathbf{PC}_ε

\mathbf{PC}_ε の公理

φ と ψ と χ を $L(\mathbf{PC}_\varepsilon)$ の式とし, x と t を変項とするとき, 次は \mathbf{PC}_ε の公理である.

(S) $(\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi)).$

(K) $\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi).$

(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) $(\varphi \wedge \psi) \rightarrow \psi.$

(UE) $\forall x \varphi \rightarrow \varphi(\tau/x).$

ただし, φ には x が自由に現れて, t は φ の中で x への代入について自由である.

(EI) $\varphi(\tau/x) \rightarrow \exists x \varphi.$

ただし, φ には x が自由に現れて, t は φ の中で x への代入について自由である.

(CTI) $\varphi \rightarrow (\neg \varphi \rightarrow \perp).$

(NI) $(\varphi \rightarrow \perp) \rightarrow \neg \varphi.$

(DNE) $\neg \neg \varphi \rightarrow \varphi.$

(PF) $\varphi(t/x) \rightarrow \varphi(\varepsilon x \varphi/x).$

ただし, φ には x が自由に現れて, t は φ の中で x への代入について自由である.

Γ を公理系とする. $L(\mathbf{PC}_\varepsilon)$ の式 χ に対して Γ から \mathbf{PC}_ε の証明が存在する (証明可能である) ことを

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{PC}_\varepsilon} \chi$$

と書くが, \mathbf{PC}_ε における Γ から χ への証明とは, $L(\mathbf{PC}_\varepsilon)$ の式の列 $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$ であって, φ_n は χ であり, 各 $i \in \{1, 2, \dots, n\}$ に対して

- φ_i は \mathbf{PC}_ε の公理である.
- φ_i は Γ の公理である.
- φ_i は前の式から推論規則を用いて得られる式である. \mathbf{PC}_ε の推論規則とは,

三段論法 $j, k < i$ なる k, j が取れて, φ_k は $\varphi_j \rightarrow \varphi_i$ である.

存在汎化 $j < i$ なる j が取れて, φ_j は $\varphi(t/x) \rightarrow \psi$ なる式であって, φ_i は $\exists x \varphi \rightarrow \psi$ なる式である.

ただし, φ には x が自由に現れ, t は φ の中で x への代入について自由である. また t は φ と ψ には自由に現れない.

全称汎化 $j < i$ なる j が取れて, φ_j は $\psi \rightarrow \varphi(t/x)$ なる式であって, φ_i は $\psi \rightarrow \forall x \varphi$ なる式である.

ただし, φ には x が自由に現れ, t は φ の中で x への代入について自由である. また t は φ と ψ には自由に現れない.

が満たされているものである.

6.3 第一イプシロン定理メモ

6.3.1 埋め込み定理

A を $L(PC_\varepsilon)$ の式とするとき, A を $L(EC_\varepsilon)$ の式に書き換える.

$$\begin{aligned}
 x^\varepsilon &\text{は } x \\
 (\in \tau\sigma)^\varepsilon &\text{は } \in \tau^\varepsilon \sigma^\varepsilon \\
 (= \tau\sigma)^\varepsilon &\text{は } = \tau^\varepsilon \sigma^\varepsilon \\
 (\rightarrow \varphi)^\varepsilon &\text{は } \rightarrow \varphi^\varepsilon \\
 (\vee \varphi\psi)^\varepsilon &\text{は } \vee \varphi^\varepsilon \psi^\varepsilon \\
 (\wedge \varphi\psi)^\varepsilon &\text{は } \wedge \varphi^\varepsilon \psi^\varepsilon \\
 (\rightarrow \varphi\psi)^\varepsilon &\text{は } \rightarrow \varphi^\varepsilon \psi^\varepsilon \\
 (\exists x\varphi)^\varepsilon &\text{は } \varphi^\varepsilon(\varepsilon x\varphi^\varepsilon) \\
 (\forall x\varphi)^\varepsilon &\text{は } \varphi^\varepsilon(\varepsilon x \rightarrow \varphi^\varepsilon) \\
 (\varepsilon x\psi)^\varepsilon &\text{は } \varepsilon x\varphi^\varepsilon
 \end{aligned}$$

A が $L(PC_\varepsilon)$ の式で, x が A に自由に現れて, かつ A に自由に現れているのが x のみであるとき, A^ε にも x が自由に現れて, かつ A^ε に自由に現れているのは x のみである.

メタ定理 6.3.1 (埋め込み定理). A を $L(PC_\varepsilon)$ の文とし, $\vdash_{PC_\varepsilon} A$ であるとする. このとき $\vdash_{EC_\varepsilon} A^\varepsilon$ である.

6.3.2 階数

$B(x, y, z)$ を, 変項 x, y, z が, そしてこれらのみが自由に現れる $L(EC)$ の式とする. このとき

$$\exists x \exists y \exists z B(x, y, z) \quad (6.1)$$

に対して, z から順に ε 項に変換していくと

$$\exists x \exists y B(x, y, \varepsilon z B(x, y, z)), \quad (6.2)$$

$$\exists x B(x, \varepsilon y B(x, y, \varepsilon z B(x, y, z)), \varepsilon z B(x, \varepsilon y B(x, y, \varepsilon z B(x, y, z)), z)) \quad (6.3)$$

となるが, 最後に $\exists x$ を無くすと式が長くなりすぎるので一旦止めておく. さて z に注目すれば, B に自由に現れていた z はまず

$$\varepsilon z B(x, y, z)$$

に置き換えられる (6.2). この時点では x と y は自由なままであるから, この ε 項を

$$e_1[x, y]$$

と略記する. 次に y は

$$\varepsilon y B(x, y, \varepsilon z B(x, y, z))$$

に置き換えられる (6.3) が, $e_1[x, y]$ を使えば

$$\varepsilon y B(x, y, e_1[x, y])$$

と書ける. この ε 項でも x は自由なままであるから

$$e_2[x]$$

と略記する. e_1 と e_2 を用いれば (6.3) の式は

$$\exists x B(x, e_2[x], e_1[x, e_2[x]])$$

と見やすく書き直せる. 残る \exists を除去するには x を

$$\varepsilon x B(x, e_2[x], e_1[x, e_2[x]])$$

に置き換えれば良い. この ε 項を e_3 と書く. 以上で (6.1) の式は $L(EC_\varepsilon)$ の式

$$B(e_3, e_2[e_3], e_1[e_3, e_2[e_3]])$$

に変換されたわけである. それはさておき, ここで考察するのは項間の主従関係である. $e_2[x]$ は x のみによってコントロールされているのだから, x を司る e_3 を親分だと思えば $e_2[x]$ は e_3 の直属の子分である. $e_1[x, y]$ は y によってもコントロールされているので, $e_1[x, y]$ とは $e_2[x]$ の子分であり, すなわち e_3 の子分の子分であって, この例において一番身分が低いわけである.

ε 項を構文解析して, それが何重の子分を従えているかを測った指標を**階数 (rank)** と呼ぶ. とはいえ直属の子分が複数いることもあり得るので, 子分の子分の子分の子分…と次々に枝分かれしていく従属関係の中で, 最も深いものを辿って階数を定めることにする.

メタ定義 6.3.2 (従属). $\varepsilon x A$ を $L(EC_\varepsilon)$ の ε 項とし, e を A に現れる $L(EC_\varepsilon)$ の ε 項とするとき, x が e に自由に現れているなら e は $\varepsilon x A$ に従属している (**subordinate to $\varepsilon x A$**) という.

はじめの例では, $e_2[x]$ と $e_1[x, e_2[x]]$ は共に e_3 に従属しているし, $e_1[x, y]$ は $e_2[x]$ に従属している. $e_1[x, e_2[x]]$ に従属している ε 項は無いし, $e_1[x, y]$ に従属している ε 項も無い.

メタ定義 6.3.3 (階数). e を $L(EC_\varepsilon)$ の ε 項とするとき, e の**階数 (rank)** を以下の要領で定義する.

1. e に従属する ε 項が無いならば, e の階数を 1 とする.
2. e に従属する ε 項があるならば, e に従属する ε 項の階数の最大値に 1 を足したものを e の階数とする.

また e の階数を $rk(e)$ と書く.

メタ定理 6.3.4 (階数定理). e を $L(EC_\varepsilon)$ の ε 項とし, s と t を $L(EC_\varepsilon)$ の項とし, e の中で束縛されている変項はどれも s, t の中に自由に現れないとする. このとき, e に現れる s の一つを t に置き換えた式を e^t とすれば

$$rk(e) = rk(e^t)$$

が成り立つ. e に s が現れなければ e^t は e とする.

メタ証明.

step1 e の中に ε 項 u が現れているとして, u に (もし現れているなら) 現れる s が t に置き換わった項を u^t と書く.
 u が e に従属していないとき, u^t は e に従属しない. 実際, e を

$$\varepsilon x A$$

なる ε 項だとして, x は t に自由に現れないので u^t にも x は自由に現れない.

u が e に従属している場合, u^t の階数は u^t に従属する ε 項によって定まるのだから, u^t の階数がどうなるかは u に従属する ε 項の階数が置換によって変動するか否かにかかっている.

u に従属する ε 項の階数についても, それに従属する ε 項の階数が置換によって変動するか否かで決まる.

従属する ε 項を辿っていけば, いずれは従属する ε 項を持たない ε 項に行きつくのであるから, e には従属する ε 項が現れないとして e と e^t の階数が等しいことを示せば良い. それは次段で示す.

step2 e に従属する ε 項が無ければ, e^t に従属する ε 項も無い. なぜならば, s にも t にも x は自由に現れていないのであり, 仮に e に現れる ε 項の中に s があったとしても, それが t へ置き換わったところで e には従属しないからである. ■

$\varepsilon x A(x)$ と $\varepsilon y A(y)$ のランクは同じ?

メタ定理 6.3.5 (置換定理). π を $L(EC_\varepsilon)$ の証明とし, e を, π の主要 ε 項の中で階数が最大であって, かつ階数が最大の π の主要 ε 項の中で極大であるものとする. また $B(s/y) \rightarrow B(\varepsilon y B/y)$ を π の主要論理式とし, e と $\varepsilon y B$ は別物であるとする. そして, $B(s/y) \rightarrow B(\varepsilon y B/y)$ に現れる e を全て項 t に置き換えた式を C とする. このとき,

- (1) C は主要論理式である. C に属する ε 項を e' と書く.
- (2) $rk(\varepsilon y B) = rk(e')$ が成り立つ.
- (3) $rk(\varepsilon y B) = rk(e)$ ならば $\varepsilon y B$ と e' は一致する.

(2) が言っているのは ε 項の階数は置換の前後で変わらないということであり, (3) が言っているのは, 階数が最大である (今の場合は $rk(e)$ に等しい) ε 項は増えないということである.

メタ証明.

step1 y から代わった s (或いは $\varepsilon y B$) の少なくとも一つを部分項として含む形で e が $B(s/y)$ (或いは $B(\varepsilon y B/y)$) に出現しているとする.

実はこれは起こり得ない. もし起きたとすると, e に現れる s (或いは $\varepsilon y B$) を元の y に戻した項を e^y とすれば, e^y には y が自由に現れるので (そうでないと y は s (或いは $\varepsilon y B$) に置き換えられない), e^y は y とは別の変項 x と適当な式 A によって

$$\varepsilon x A$$

なる形をしている. e^y は $\varepsilon y B$ に従属していることになり¹, 階数定理と併せて

$$rk(e) = rk(e^y) < rk(\varepsilon y B)$$

が成り立ってしまう. しかしこれは $rk(e)$ が最大であることに矛盾する.

¹ e^y が ε 項であって B に現れることの証明.

step2 $rk(\varepsilon yB) = rk(\pi)$ ならば B に e は現れない。なぜならば、 e は階数が $rk(\pi)$ である π の主要 ε 項の中で極大であるからである。 εyB にも e は現れず、前段の結果より $B(\varepsilon yB/y)$ に e が現れることもない。ゆえに、 s に (もし現れるなら) 現れる e を t に置換した項を s' とすれば、 C は

$$B(s'/y) \implies B(\varepsilon yB/y)$$

となる。

step3 $rk(\varepsilon yB) < rk(\pi)$ である場合

$$rk(\varepsilon yB) = rk(e')$$

が成り立つことを示す。 B に e が現れないならば e' は εyB に一致する。 B に e が現れる場合、 B に現れる e を t に置き換えた式を B^t とする。このとき階数定理より

$$rk(\varepsilon yB) = rk(\varepsilon yB^t)$$

となる。 ■

6.3.3 アイデア

主要論理式

$$A(t/x) \rightarrow A(\varepsilon xA/x)$$

において、 εxA は $A(t/x) \rightarrow A(\varepsilon xA/x)$ に属していると言うことにする。

EC_ε の式の列 $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$ を π と書くとき、 $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$ の中で主要論理式である式を π の主要論理式や π に現れる主要論理式と呼ぶことにする。また π の主要論理式に属している ε 項を π の主要 ε 項と呼ぶことにする。また、 π の主要 ε 項の階数の最大値を π の階数と呼ぶことにする。

メタ定理 6.3.6 (第一イプシロン定理). B を $L(EC)$ の式とし、 $\vdash_{EC_\varepsilon} B$ とする。このとき $\vdash_{EC} B$ である。

第一イプシロン定理の証明の流れ

- B への証明 $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$ を π とする.
- e を, π の主要 ε 項のうち階数が最大であって, かつその階数を持つ π の主要 ε 項の中で極大である (他の ε 項の部分項ではない) ものとする.
- e が属する π の主要論理式の一つ $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ を取る (つまりこのとき e は $\varepsilon x A$ なる ε 項).
- $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ を用いずに **EC** から B への証明 π' を構成する. このとき以下が満たされる.
 1. $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ なる主要論理式は排除される.
 2. π に $A(u/x) \rightarrow A(e/x)$ なる主要論理式があれば, この式は π' にも残っている. ただし π' に現れる主要論理式のうち, e が属するものは他に無い. つまり, e が属する主要論理式は $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ の分だけ減る.
 3. π' に現れる主要論理式の本数は増加するかもしれないが, e と同じ階数の主要 ε 項の個数は増えない.
- 従って, まずは e が属する主要論理式から一本ずつ排除できる. e が属する主要論理式が全て証明から排除されたら, 次は別の最高階数の ε 項を一つ選んでそれが属する主要論理式を一本ずつ排除していく. この段取りで, 証明の階数を落としながら, 最後には主要論理式が現れない証明が得られる.
- 最後に得られた証明に現れる式は, いずれも主要論理式以外の **EC _{ε}** の定理であるから, 項を取り替えても **EC _{ε}** の定理のままである. 証明に残っている ε 項を全て **EC** の項に置き換えれば **EC** からの B への証明が得られる.

以下では, 上のフローのうち $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ を排除するところの詳細を書く. はじめに大まかに言えば, まず $\rightarrow A(t/x) \rightarrow B$ と $A(t/x) \rightarrow B$ の証明を構成し, それから排中律と $A(t/x) \vee \rightarrow A(t/x) \rightarrow B$ に訴えて B への証明を得るという寸法である.

$\rightarrow A(t/x) \rightarrow B$ の証明を構成する φ_i が $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ でない **EC _{ε}** の公理ならば, φ_i と φ_{i+1} の間に

$$\begin{aligned} \varphi_i &\rightarrow (\rightarrow A(t/x) \rightarrow \varphi_i), \\ &\rightarrow A(t/x) \rightarrow \varphi_i \end{aligned}$$

を挿入する (この時点で, $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ でない主要論理式は無傷のまま残ることが判る). φ_i が φ_j と $\varphi_k \equiv \varphi_j \rightarrow \varphi_i$ から三段論法で得られる場合は, φ_i を

$$\begin{aligned} &(\rightarrow A(t/x) \rightarrow (\varphi_j \rightarrow \varphi_i)) \rightarrow [(\rightarrow A(t/x) \rightarrow \varphi_j) \rightarrow (\rightarrow A(t/x) \rightarrow \varphi_i)], \\ &(\rightarrow A(t/x) \rightarrow \varphi_j) \rightarrow (\rightarrow A(t/x) \rightarrow \varphi_i), \\ &\rightarrow A(t/x) \rightarrow \varphi_i \end{aligned}$$

で置き換える. φ_i が $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ であるときは, φ_i を

$$\rightarrow A(t/x) \rightarrow (A(t/x) \rightarrow A(e/x))$$

で置き換える.

$A(t/x) \rightarrow B$ の証明の構成 $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$ に現れる e を (e が部分項として現れる場合も) t に置き換えた式を

$$\tilde{\varphi}_1, \tilde{\varphi}_2, \dots, \tilde{\varphi}_n$$

と書く. このとき, 任意の $i \in \{1, 2, \dots, n\}$ で

1. φ_i が主要論理式でない **EC _{ε}** の定理なら $\tilde{\varphi}_i$ も主要論理式でない **EC _{ε}** の定理である.
2. φ_i が $A(u/x) \rightarrow A(e/x)$ なる形の主要論理式ならば, $\tilde{\varphi}_i$ は $A(v/x) \rightarrow A(t/x)$ の形の式である. ただし v とは, u に e が現れていたならそれを t に置き換えた項である².

3. φ_i が主要論理式で、 e が属していないならば、 $\tilde{\varphi}_i$ も主要論理式である (置換定理).

³

φ_i が $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ でない EC_ε の公理ならば、 $\tilde{\varphi}_i$ と $\tilde{\varphi}_{i+1}$ の間に

$$\begin{aligned} \tilde{\varphi}_i &\rightarrow (A(t/x) \rightarrow \tilde{\varphi}_i), \\ A(t/x) &\rightarrow \tilde{\varphi}_i \end{aligned}$$

を挿入する. φ_i が φ_j と $\varphi_k \equiv \varphi_j \rightarrow \varphi_i$ からモーダスポンネスで得られる場合は、 $\tilde{\varphi}_i$ を

$$\begin{aligned} (A(t/x) \rightarrow (\tilde{\varphi}_j \rightarrow \tilde{\varphi}_i)) &\rightarrow [(A(t/x) \rightarrow \tilde{\varphi}_j) \rightarrow (A(t/x) \rightarrow \tilde{\varphi}_i)], \\ (A(t/x) \rightarrow \tilde{\varphi}_j) &\rightarrow (A(t/x) \rightarrow \tilde{\varphi}_i), \\ A(t) &\rightarrow \tilde{\varphi}_i \end{aligned}$$

で置き換える. φ_i が e が属する主要論理式 $A(u/x) \rightarrow A(e/x)$ であるときは、 $\tilde{\varphi}_i$ とは

$$A(v/x) \rightarrow A(t/x)$$

なる形の式であるが、 $\tilde{\varphi}_i$ を

$$A(t/x) \rightarrow (A(v/x) \rightarrow A(t/x))$$

で置き換える.

B への証明の構成 以上で $A(t/x) \rightarrow B$ と $\neg A(t/x) \rightarrow B$ に対して $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ を用いない EC_ε の証明が得られた. 後はこれに

$$(A(t/x) \rightarrow B) \rightarrow [(\neg A(t/x) \rightarrow B) \rightarrow (A(t/x) \vee \neg A(t/x) \rightarrow B)]$$

への証明を追加し (これは $(\varphi \rightarrow \chi) \rightarrow ((\psi \rightarrow \chi) \rightarrow (\varphi \vee \psi \rightarrow \chi))$ の形の EC_ε の定理である),

$$\begin{aligned} (\neg A(t/x) \rightarrow B) &\rightarrow (A(t/x) \vee \neg A(t/x) \rightarrow B), \\ A(t/x) \vee \neg A(t/x) &\rightarrow B, \\ A(t) \vee \neg A(t) &, \\ B & \end{aligned}$$

を追加すれば、 $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ を用いない B への EC_ε の証明となる. ■

6.4 第二イプシロン定理

$\exists x \forall y \exists z B(x, y, z)$ を $L(PC)$ の冠頭標準形 (つまり $B(x, y, z)$ は $L(EC)$ の式である) とし、 B に自由に現れる変項は x, y, z のみであるとする. また

$$\vdash_{PC_\varepsilon} \exists x \forall y \exists z B(x, y, z)$$

² x を A に現れている自由な変項とすれば、 e とは $\varepsilon x A$ のことであるし、 $A(\varepsilon x A/x)$ とは A に自由に現れる x を $\varepsilon x A$ に置換した式である. A には $\varepsilon x A$ は現れていないので (A に $\varepsilon x A$ が収まるはずはない), $A(e/x)$ に現れる e を t に変換した式は $A(t/x)$ になる. 同様に、 $A(u/x)$ に e が現れるとすれば、その e は u の部分項でしかありえない. すなわち、 $A(u/x)$ に現れる e を t で置換した式は、 v を u に現れる e を t に変換した項として $A(v/x)$ となるわけである.

³ φ_i が e が属する主要論理式ならば、 φ_i は $A(u/x) \rightarrow A(e/x)$ なる式である. 実際、 φ_i に属する ε 項を $\varepsilon y B$ とすれば、 $\varepsilon x A$ と $\varepsilon y B$ は記号列として一致するので、 x と y は一致するし、式 A と式 B も一致する.

であるとする.

f を $L(PC)$ には無い一変数関数記号とし,

$$\begin{aligned} L'(PC) &\stackrel{\text{def}}{=} L(PC) \cup \{f\}, \\ L'(EC) &\stackrel{\text{def}}{=} L(EC) \cup \{f\}, \\ L'(PC_\varepsilon) &\stackrel{\text{def}}{=} L(PC_\varepsilon) \cup \{f\}, \\ L'(EC_\varepsilon) &\stackrel{\text{def}}{=} L(EC_\varepsilon) \cup \{f\} \end{aligned}$$

とする. そして, $L'(PC_\varepsilon)$ の式を用いた証明 (公理と推論規則は \mathbf{PC} のもの) が存在することを

$$\vdash_{\mathbf{PC}'_\varepsilon}$$

と書く (同様に $\vdash_{\mathbf{EC}'}, \vdash_{\mathbf{EC}'_\varepsilon}, \vdash_{\mathbf{PC}'}$ を使う.). このとき, \mathbf{PC}_ε の証明は \mathbf{PC}'_ε の証明でもあるから

$$\vdash_{\mathbf{PC}'_\varepsilon} \exists x \forall y \exists z B(x, y, z)$$

である. また

$$\begin{aligned} &\vdash_{\mathbf{PC}'_\varepsilon} \exists x \forall y \exists z B(x, y, z), \\ &\vdash_{\mathbf{PC}'_\varepsilon} \exists x \forall y \exists z B(x, y, z) \rightarrow \forall y \exists z B(\tau, y, z), & (\tau \stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x \forall y \exists z B(x, y, z)) \\ &\vdash_{\mathbf{PC}'_\varepsilon} \forall y \exists z B(\tau, y, z), \\ &\vdash_{\mathbf{PC}'_\varepsilon} \forall y \exists z B(\tau, y, z) \rightarrow \exists z B(\tau, f\tau, z), \\ &\vdash_{\mathbf{PC}'_\varepsilon} \exists z B(\tau, f\tau, z), \\ &\vdash_{\mathbf{PC}'_\varepsilon} \exists z B(\tau, f\tau, z) \rightarrow \exists x \exists z B(x, fx, z), \\ &\vdash_{\mathbf{PC}'_\varepsilon} \exists x \exists z B(x, fx, z) \end{aligned}$$

が成り立つ. すると埋め込み定理より,

$$\begin{aligned} \zeta &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon z B(x, fx, z), \\ \tau &\stackrel{\text{def}}{=} \varepsilon x B(x, fx, \zeta) \end{aligned}$$

とおけば

$$\vdash_{\mathbf{EC}'_\varepsilon} B(\tau, f\tau, \zeta)$$

が成り立つ. そして, 或る $p > 1$ と, p 個の $L'(EC)$ の項 r_i と, 同じく p 個の $L'(EC)$ の項 s_i が取れて,

$$\vdash_{\mathbf{EC}'} \bigvee_{i=1}^p B(r_i, fr_i, s_i)$$

が成り立つ (次の小節). 同じ証明で

$$\vdash_{\mathbf{PC}'} \bigvee_{i=1}^p B(r_i, fr_i, s_i)$$

であるとも言える.

$$\vdash_{\mathbf{PC}'} \bigvee_{i=1}^{p-1} B(r_i, fr_i, s_i) \vee B(r_p, fr_p, s_p)$$

より, まず

$$\vdash_{\mathbf{PC}'} \bigvee_{i=1}^{p-1} B(r_i, fr_i, s_i) \vee \exists z B(r_p, fr_p, z)$$

となる. 続いて, fr_p は $\bigvee_{i=1}^{p-1} B(r_i, fr_i, s_i)$ には現れないので

$$\vdash_{\mathbf{PC}'} \bigvee_{i=1}^{p-1} B(r_i, fr_i, s_i) \vee \forall y \exists z B(r_p, y, z)$$

となる. 最後に

$$\vdash_{\mathbf{PC}'} \bigvee_{i=1}^{p-1} B(r_i, fr_i, s_i) \vee \exists x \forall y \exists z B(x, y, z)$$

となる. これを繰り返せば

$$\vdash_{\mathbf{PC}'} \exists x \forall y \exists z B(x, y, z) \vee \cdots \vee \exists x \forall y \exists z B(x, y, z)$$

が得られるので

$$\vdash_{\mathbf{PC}'} \exists x \forall y \exists z B(x, y, z)$$

となる. 最後に, $\exists x \forall y \exists z B(x, y, z)$ への証明に残っている f を含む項を $L(PC)$ の項に置き換えれば, \mathbf{PC} から $\exists x \forall y \exists z B(x, y, z)$ への証明が得られる.

6.4.1 $\bigvee_{i=1}^p B(r_i, fr_i, s_i)$ への証明

第一イプシロン定理と証明は殆ど変わらない.

1. $B(\tau, f\tau, \zeta)$ への EC_ε の証明を $\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_n$ とする.
2. e を, この証明の主要 ε 項のうち階数が最大であって, かつその階数を持つ π の主要 ε 項の中で極大である (他の ε 項の部分項ではない) ものとする.
3. この証明から, e が属する主要論理式の一つ

$$A(t/x) \rightarrow A(e/x)$$

を取る. 以下では

$$B(\tau, f\tau, \zeta) \vee B(\tau', f\tau', \zeta')$$

への $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ を用いない証明を構成する. ただし τ', ζ' はそれぞれ τ, ζ に現れる e を t に置き換えた項である.

4. それ以降の流れは第一イプシロン定理と同様であって, 階数が大きい ε 項から順番に, それが属する主要論理式を一本ずつ排除しながら証明を構成するが, 証明される式は

$$B(\tau, f\tau, \zeta) \vee B(\tau', f\tau', \zeta') \vee B(\tau'', f\tau'', \zeta'') \vee \cdots$$

のように増えていく. そして, 最終的に

$$\bigvee_{i=1}^p B(\tau_i, f\tau_i, \zeta_i)$$

への \mathbf{EC}'_ε の証明が得られる. 最後に証明に残っている ε 項を $L(EC)$ の項に置き換える.

step1 φ_i が $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ でない \mathbf{EC}_ε の公理ならば, φ_i と φ_{i+1} の間に

$$\begin{aligned} &\varphi_i \rightarrow (\neg A(t/x) \rightarrow \varphi_i), \\ &\neg A(t/x) \rightarrow \varphi_i \end{aligned}$$

を挿入する (この時点で, $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ でない主要論理式は無傷のまま残ることが判る). φ_i が φ_j と $\varphi_k \equiv \varphi_j \rightarrow \varphi_i$ から三段論法で得られる場合は, φ_i を

$$\begin{aligned} &(\neg A(t/x) \rightarrow (\varphi_j \rightarrow \varphi_i)) \rightarrow [(\neg A(t/x) \rightarrow \varphi_j) \rightarrow (\neg A(t/x) \rightarrow \varphi_i)], \\ &(\neg A(t/x) \rightarrow \varphi_j) \rightarrow (\neg A(t/x) \rightarrow \varphi_i), \\ &\neg A(t/x) \rightarrow \varphi_i \end{aligned}$$

で置き換える. φ_i が $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ であるときは, φ_i を

$$\neg A(t/x) \rightarrow (A(t/x) \rightarrow A(e/x))$$

で置き換える. 以上で $\neg A(t/x) \rightarrow B(\tau, f\tau, \zeta)$ への証明が得られた.

step2 $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n$ に現れる e を (e が部分項として現れる場合も) t に置き換えた式を

$$\tilde{\varphi}_1, \tilde{\varphi}_2, \dots, \tilde{\varphi}_n$$

と書く. このとき, 任意の $i \in \{1, 2, \dots, n\}$ で

1. φ_i が主要論理式でない \mathbf{EC}_ε の定理なら $\tilde{\varphi}_i$ も主要論理式でない \mathbf{EC}_ε の定理である.
2. φ_i が $A(u/x) \rightarrow A(e/x)$ なる形の主要論理式ならば, $\tilde{\varphi}_i$ は $A(v/x) \rightarrow A(t/x)$ の形の式である. ただし v とは, u に e が現れていたならそれを t に置き換えた項である.
3. φ_i が主要論理式で, e が属していないならば, $\tilde{\varphi}_i$ も主要論理式である (置換定理).

φ_i が $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ でない \mathbf{EC}_ε の公理ならば, $\tilde{\varphi}_i$ と $\tilde{\varphi}_{i+1}$ の間に

$$\begin{aligned} &\tilde{\varphi}_i \rightarrow (A(t/x) \rightarrow \tilde{\varphi}_i), \\ &A(t/x) \rightarrow \tilde{\varphi}_i \end{aligned}$$

を挿入する. φ_i が φ_j と $\varphi_k \equiv \varphi_j \rightarrow \varphi_i$ からモーダスポンネスで得られる場合は, $\tilde{\varphi}_i$ を

$$\begin{aligned} &(A(t/x) \rightarrow (\tilde{\varphi}_j \rightarrow \tilde{\varphi}_i)) \rightarrow [(A(t/x) \rightarrow \tilde{\varphi}_j) \rightarrow (A(t/x) \rightarrow \tilde{\varphi}_i)], \\ &(A(t/x) \rightarrow \tilde{\varphi}_j) \rightarrow (A(t/x) \rightarrow \tilde{\varphi}_i), \\ &A(t/x) \rightarrow \tilde{\varphi}_i \end{aligned}$$

で置き換える. φ_i が e が属する主要論理式 $A(u/x) \rightarrow A(e/x)$ であるときは, $\tilde{\varphi}_i$ とは

$$A(v/x) \rightarrow A(t/x)$$

なる形の式であるが, $\tilde{\varphi}_i$ を

$$A(t/x) \rightarrow (A(v/x) \rightarrow A(t/x))$$

で置き換える. 以上で $A(t/x) \rightarrow B(\tau', f\tau', \zeta')$ への証明が得られた.

B への証明の構成 $B(\tau, f\tau, \zeta) \vee B(\tau', f\tau', \zeta')$ を C とおく. まず $\neg A(t/x) \rightarrow C$ への証明を得るために

$$(\neg A(t/x) \rightarrow B(\tau, f\tau, \zeta)) \rightarrow [(B(\tau, f\tau, \zeta) \rightarrow C) \rightarrow (\neg A(t/x) \rightarrow C)]$$

(これは $(\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow ((\psi \rightarrow \chi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi))$ の形の \mathbf{EC}_ε の定理である) への証明と

$$\begin{aligned} & (B(\tau, f\tau, \zeta) \rightarrow C) \rightarrow (\neg A(t/x) \rightarrow C), \\ & B(\tau, f\tau, \zeta) \rightarrow C, \\ & \neg A(t/x) \rightarrow C \end{aligned}$$

を追加する. 同様にして

$$A(t/x) \rightarrow C$$

への証明も得られる. あとは,

$$(A(t/x) \rightarrow C) \rightarrow [(\neg A(t/x) \rightarrow C) \rightarrow (A(t/x) \vee \neg A(t/x) \rightarrow C)]$$

への証明を追加し (これは $(\varphi \rightarrow \chi) \rightarrow ((\psi \rightarrow \chi) \rightarrow (\varphi \vee \psi \rightarrow \chi))$ の形の \mathbf{EC}_ε の定理である),

$$\begin{aligned} & (\neg A(t/x) \rightarrow C) \rightarrow (A(t/x) \vee \neg A(t/x) \rightarrow C), \\ & A(t/x) \vee \neg A(t/x) \rightarrow C, \\ & A(t) \vee \neg A(t), \\ & C \end{aligned}$$

を追加すれば, $A(t/x) \rightarrow A(e/x)$ を用いない B への \mathbf{EC}_ε の証明となる. ■

第 7 章

メロ

7.1 量化再考

推論規則 7.1.1 (量化の公理).

1. $\forall y (\forall x \varphi(x) \Rightarrow \varphi(y))$
2. $\forall x (\varphi(x) \Rightarrow \exists y \varphi(y))$
3. $\forall y (\varphi \Rightarrow \psi(y)) \Rightarrow (\varphi \Rightarrow \forall y \psi(y))$
4. $\forall x (\varphi(x) \Rightarrow \psi) \Rightarrow (\exists x \varphi(x) \Rightarrow \psi)$
5. $\forall x (\varphi(x) \Rightarrow \psi(x)) \Rightarrow (\forall x \varphi(x) \Rightarrow \forall x \psi(x))$
6. $\forall x \varphi(x) \Rightarrow \exists x \varphi(x)$

$\forall x \varphi(x) \Rightarrow \forall y \varphi(y).$

$\forall y (\forall x \varphi(x) \Rightarrow \varphi(y))$	(公理 1)
$\forall y (\forall x \varphi(x) \Rightarrow \varphi(y)) \Rightarrow (\forall x \varphi(x) \Rightarrow \forall y \varphi(y)),$	(公理 3)
$\forall x \varphi(x) \Rightarrow \forall y \varphi(y).$	(MP)

$\exists x \varphi(x) \Rightarrow \exists y \varphi(y).$

$\forall x (\varphi(x) \Rightarrow \exists y \varphi(y))$	(公理 2)
$\forall x (\varphi(x) \Rightarrow \exists y \varphi(y)) \Rightarrow (\exists x \varphi(x) \Rightarrow \exists y \varphi(y)),$	(公理 4)
$\exists x \varphi(x) \Rightarrow \exists y \varphi(y).$	(MP)

$\forall x (\varphi(x) \Rightarrow \psi) \Rightarrow (\forall x \varphi(x) \Rightarrow \psi).$

$\forall x (\varphi(x) \implies \psi)$ と $\forall x \varphi(x)$ からなる文の集合を Γ とすると,

$$\begin{aligned} \Gamma &\vdash \forall x (\varphi(x) \implies \psi) \\ \Gamma &\vdash \forall x (\varphi(x) \implies \psi) \implies (\exists x \varphi(x) \implies \psi) \\ \Gamma &\vdash \exists x \varphi(x) \implies \psi \\ \\ \Gamma &\vdash \forall x \varphi(x) \\ \Gamma &\vdash \forall x \varphi(x) \implies \exists x \varphi \\ \Gamma &\vdash \exists x \varphi(x) \\ \\ \Gamma &\vdash \psi \end{aligned}$$

が成り立つので, 演繹法則より

$$\vdash \forall x (\varphi(x) \implies \psi) \implies (\forall x \varphi(x) \implies \psi)$$

が得られる.

τ を \mathcal{L}_ϵ には無い定数記号として, $\mathcal{L}'_\epsilon = \mathcal{L}_\epsilon \cup \{\tau\}$ とおく. φ を \mathcal{L}'_ϵ の式とし,

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}'_\epsilon} \varphi$$

であるとする. 項 x を, もし τ が φ に現れるならば φ の中の τ の出現位置で束縛されない変項とする. このとき, τ が φ に現れるならば

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall x \varphi(x/\tau)$$

が成り立つ. τ が φ に現れなければ

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \varphi$$

が成り立つ.

略証. φ が Σ の公理であるときは

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \varphi$$

となるし, φ が推論法則であるときは, φ に τ が現れなければ

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \varphi$$

となるし, φ に τ が現れても

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall x \varphi(x/\tau)$$

が成立する. φ が三段論法によって示されるとき, つまり \mathcal{L}'_ϵ の文 ψ で

$$\begin{aligned} \Sigma &\vdash_{\mathcal{L}'_\epsilon} \psi, \\ \Sigma &\vdash_{\mathcal{L}'_\epsilon} \psi \implies \varphi \end{aligned}$$

を満たすものが取れるとき, y を ψ にも φ にも表れない変項とする. また φ と ψ に τ が現れているかないかで

case1 φ にも ψ にも τ が現れていないとき,

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \psi$$

かつ

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \psi \implies \varphi$$

case2 φ には τ が現れているが, ψ には τ が現れていないとき,

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \psi$$

かつ

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall y (\psi \implies \varphi(y/\tau))$$

case3 φ には τ が現れていないが, ψ には τ が現れているとき,

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall y \psi(y/\tau)$$

かつ

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall y (\psi(y/\tau) \implies \varphi)$$

case4 φ にも ψ にも τ が現れているとき,

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall y \psi(y/\tau)$$

かつ

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall y (\psi(y/\tau) \implies \varphi(y/\tau))$$

のいずれかのケースを一つ仮定する.

case1 証明可能性の定義より

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \varphi$$

が成り立つ.

case2 公理2と併せて

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \psi \implies \forall y \varphi(y/\tau)$$

が成り立つので, 証明可能性の定義より

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall y \varphi(y/\tau)$$

となる. そして

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall x \varphi(x/\tau)$$

も成り立つ.

case3

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall y \psi(y/\tau) \implies \varphi$$

が成り立つので,, 証明可能性の定義より

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \varphi$$

となる.

case4 公理 5 より

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall y \psi(y/\tau) \implies \forall y \varphi(y/\tau)$$

が成り立つので, 証明可能性の定義より

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall y \varphi(y/\tau)$$

となる. そして

$$\Sigma \vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall x \varphi(x/\tau)$$

も成り立つ.

$$\forall x \varphi(x), \forall x (\varphi(x) \implies \psi(x)) \vdash \forall x \psi(x).$$

公理 5 より

$$\forall x (\varphi(x) \implies \psi(x)) \vdash \forall x \varphi(x) \implies \forall x \psi(x)$$

が成り立つので, 三段論法より

$$\forall x \varphi(x), \forall x (\varphi(x) \implies \psi(x)) \vdash \forall x \psi(x)$$

が従う.

τ を定項とし, $\mathcal{L}'_\epsilon = \mathcal{L}_\epsilon \cup \{\tau\}$ とする. また φ を \mathcal{L}_ϵ の式とし, 項 x が φ に自由に現れて, また φ で自由に現れる項は x のみであるとする. このとき $\vdash_{\mathcal{L}'_\epsilon} \varphi(\tau)$ なら $\vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall x \varphi(x)$.

推論法則 7.1.2 (De Morgan 1). $\vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall x \neg \varphi(x) \implies \neg \exists x \varphi(x)$.

公理 4 より

$$\vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall x (\varphi(x) \implies \neg \forall x \neg \varphi(x)) \implies (\exists x \varphi(x) \implies \neg \forall x \neg \varphi(x))$$

が成り立ち, また公理 1 より

$$\vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall x (\forall x \neg \varphi(x) \implies \neg \varphi(x))$$

が成り立つので

$$\vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall x (\neg \varphi(x) \implies \neg \forall x \neg \varphi(x))$$

も成り立つ。そして三段論法より

$$\vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \exists x \varphi(x) \implies \neg \forall x \neg \varphi(x)$$

が従う。ゆえに

$$\vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \forall x \neg \varphi(x) \implies \neg \exists x \varphi(x)$$

となる。

推論法則 7.1.3 (De Morgan 2). $\vdash_{\mathcal{L}_\epsilon} \neg \exists x \varphi(x) \implies \forall x \neg \varphi(x)$.

$\forall y (\varphi(y) \implies \exists x \varphi(x))$	(公理 2)
$\forall y (\neg \exists x \varphi(x) \implies \neg \varphi(y))$	()
$\forall y (\neg \exists x \varphi(x) \implies \neg \varphi(y)) \implies (\neg \exists x \varphi(x) \implies \forall y \neg \varphi(y))$	(公理 3)
$\neg \exists x \varphi(x) \implies \forall y \neg \varphi(y)$	(MP)
$\forall y \neg \varphi(y) \implies \forall x \neg \varphi(x)$	()
$\neg \exists x \varphi(x) \implies \forall x \neg \varphi(x)$	()

より。

$$\neg \forall x \varphi(x) \implies \exists x \neg \varphi(x).$$

公理 7 より

$$\vdash \neg \forall x \neg \neg \varphi(x) \implies \exists x \neg \varphi(x)$$

が成り立つ。また

$$\vdash \forall x (\neg \neg \varphi(x) \implies \varphi(x))$$

と公理 5 より

$$\vdash \forall x \neg \neg \varphi(x) \implies \forall x \varphi(x)$$

が成り立つので、対偶を取って

$$\vdash \neg \forall x \varphi(x) \implies \neg \forall x \neg \neg \varphi(x)$$

が得られる。よって

$$\vdash \neg \forall x \varphi(x) \implies \exists x \neg \varphi(x)$$

となる。

$$\vdash \exists x \neg \varphi(x) \implies \neg \forall x \varphi(x).$$

$$\vdash_{\mathcal{L}'_\epsilon} \varphi(\tau) \implies \neg \neg \varphi(\tau) \text{ より}$$

$$\vdash \forall x \varphi(x) \implies \forall x \neg \neg \varphi(x)$$

が成り立ち、さらに公理7より

$$\vdash \forall x \rightarrow \rightarrow \varphi(x) \implies \rightarrow \exists x \rightarrow \varphi(x)$$

が成り立つので、

$$\vdash \forall x \varphi(x) \implies \implies \rightarrow \exists x \rightarrow \varphi(x)$$

が得られる。

7.2 置換公理

置換公理の二つの形式の同値性をざっくりと。

$$(T) \quad \text{sing}(f) \implies \forall a \text{ set}(f * a).$$

$$(K) \quad \forall a \left[\forall x \in a \exists! y \varphi(x, y) \implies \exists z \forall y (y \in z \iff \exists x (x \in a \wedge \varphi(x, y))) \right].$$

ただし

$$\begin{aligned} \text{sing}(f) &\stackrel{\text{def}}{\iff} \forall x, y, z ((x, y) \in f \wedge (x, z) \in f \implies y = z), \\ f * a &\stackrel{\text{def}}{=} \{ y \mid \exists x \in a ((x, y) \in f) \}, \\ \text{set}(s) &\stackrel{\text{def}}{\iff} \exists x (s = x) \end{aligned}$$

であるし、 φ に自由に現れているのは二つの変項のみで、それらが s と t とおけば、 φ に自由に現れている s を全て x に、 φ に自由に現れている t を全て y に置き換えた式が

$$\varphi(x, y)$$

である。またこのとき x も y も $\varphi(x, y)$ で束縛されていないものとする (x と y はそのように選ばれた変項であるということである)。

(T) \implies (K) a を任意の集合とし、

$$\forall x \in a \exists! y \varphi(x, y)$$

であるとする。

$$f \stackrel{\text{def}}{=} \{ (x, y) \mid x \in a \wedge \varphi(x, y) \}$$

とおけば f は a 上の写像であって、(T) より

$$\exists z (z = f * a)$$

となる。ところで $f * a$ とは

$$\{ y \mid \exists x \in a ((x, y) \in f) \}$$

なので

$$f * a = \{ y \mid \exists x \in a \varphi(x, y) \}.$$

ゆえに

$$\exists z \forall y (y \in z \iff \exists x \in a \varphi(x, y))$$

が成り立つ.

(K) \implies (T) $\text{sing}(f)$ とし, a を集合とする.

$$b \stackrel{\text{def}}{=} a \cap \text{dom}(f)$$

とおけば, (K) からは分出公理が示せるので b は集合である. そして

$$\forall x \in b \exists! y ((x, y) \in f)$$

が成り立つのだから, (K) より

$$z = \{ y \mid \exists x \in b ((x, y) \in f) \}$$

が従う. ここで

$$\{ y \mid \exists x \in b ((x, y) \in f) \} = f * b = f * a$$

であるから (T) が得られる. ■

第 8 章

Hilbert 流証明論

参考文献: 戸次大介「数理論理学」

この章に出てくる式と項は言語 \mathcal{L}_e のものとする。証明論の奇妙なところは、扱う式が文とは限らないところである。式に自由な変項が残ったままであるとその式の意味は定まらない。逆に変更が全て束縛されている文は、それが表す意味は非常に判然としている。奇妙なのは、 φ が文であって、これが証明されたとしても、その証明の過程には文でない式が出現し得る点である。意味が不明瞭な式をもって意味がはっきり定まった式を導こうというところが腑に落ちない。と今まで思っていたが、どうも勉強しているうちにそれほど不自然には感じなくなってきた。

8.1 HK

証明体系には様々な流派があるが、流派の一つ Hilbert 流と呼ばれる証明体系のうちで最も標準的なものが **HK** であると、と理解している。証明のシステムを概括するために、抽象的に **H** を Hilbert 流の証明体系とする。はじめに、**H** の (論理的) 公理と推論規則と言われるものが与えられる。また証明の前には公理系と呼ばれる式の集合も与えられる。公理系に属する式をその公理系の公理と呼ぶが、公理は意味のはっきりした式であるべきだと思うので全て文とする。いま公理系を Γ とすれば、 φ が Γ の公理であるか **H** の公理であることを

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{H}} \varphi$$

と書く。通常は公理が全くない場合も考察対象であり、その場合は φ が **H** の公理であることを

$$\vdash_{\mathbf{H}} \varphi$$

と書くのである。 φ が一般の式である場合は、 $\Gamma \vdash_{\mathbf{H}} \varphi$ なることを「 φ は Γ の下での定理である」といった趣旨の言い方をする。つまり Γ の公理や **H** の公理は Γ の下での定理であるわけであるが、他の式については、それがすでに既に定理とされた式から **H** の推論規則によって得られているときに限り定理となる。

まずは一番弱い体系の **SK** から始める。以下で Γ と書いたらそれは公理系を表す。

8.1.1 SK

SK の公理

φ と ψ と χ を式とすると、次は SK の公理である.

(S) $(\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi)).$

(K) $\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi).$

そして

$$\vdash_{SK} (\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi))$$

および

$$\vdash_{SK} \varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi)$$

と書く.

SK の推論規則

φ と ψ を式とすると、次は SK の推論規則である.

三段論法 $\Gamma \vdash_{SK} \psi$ かつ $\Gamma \vdash_{SK} \psi \rightarrow \varphi$ ならば $\Gamma \vdash_{SK} \varphi$ である.

SK から証明可能な式

- (I) $\varphi \rightarrow \varphi$
- (B) $(\psi \rightarrow \chi) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi)).$
- (C) $(\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow (\psi \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi)).$
- (W) $(\varphi \rightarrow (\varphi \rightarrow \psi)) \rightarrow (\varphi \rightarrow \psi).$
- (B') $(\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow ((\psi \rightarrow \chi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi)).$
- (C*) $\varphi \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow \psi)$

8.1.2 否定

SK の公理に否定の公理を追加し、推論規則はそのまま据え置いた証明体系を SK' とする.

SK' で追加された公理

φ と ψ と \perp を式とすると、SK' の公理は (S)(K) に以下の式を加えたものである.

(CTI1) $\varphi \rightarrow (\neg \varphi \rightarrow \perp).$

(CTI2) $\neg \varphi \rightarrow (\varphi \rightarrow \perp).$

(NI) $(\varphi \rightarrow \perp) \rightarrow \neg \varphi.$

このとき証明可能な式

- (DNI) $\varphi \rightarrow \neg \neg \varphi.$
- (CON1) $(\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\neg \psi \rightarrow \neg \varphi).$
- (CON2) $(\varphi \rightarrow \neg \psi) \rightarrow (\psi \rightarrow \neg \varphi).$

8.1.3 HM

HM とは最小論理と呼ばれる証明体系である。**HK** においては \perp が示されるとあらゆる式が導かれることになるが (爆発律), **HM** ではそれが起こらないので矛盾許容論理と言われる。

$$\varphi(t/x)$$

とは、式 φ に自由に現れる変項 x を項 t で置き換えた式を表す。ただし t は φ の中で x への代入について自由である。

HM の公理

φ と ψ と χ を式とし, x と t を変項とし, τ を項とすると, 次は **HM** の公理である。

$$(S) \quad (\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi)).$$

$$(K) \quad \varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi).$$

$$(DI1) \quad \varphi \rightarrow (\varphi \vee \psi).$$

$$(DI2) \quad \psi \rightarrow (\varphi \vee \psi).$$

$$(DE) \quad (\varphi \rightarrow \chi) \rightarrow ((\psi \rightarrow \chi) \rightarrow ((\varphi \vee \psi) \rightarrow \chi)).$$

$$(CI) \quad \varphi \rightarrow (\psi \rightarrow (\varphi \wedge \psi)).$$

$$(CE1) \quad (\varphi \wedge \psi) \rightarrow \varphi.$$

$$(CE2) \quad (\varphi \wedge \psi) \rightarrow \psi.$$

$$(UI) \quad \forall t(\psi \rightarrow \varphi(t/x)) \rightarrow (\psi \rightarrow \forall x\varphi).$$

$$(UE) \quad \forall x\varphi \rightarrow \varphi(\tau/x).$$

$$(EI) \quad \varphi(\tau/x) \rightarrow \exists x\varphi.$$

$$(EE) \quad \forall t(\varphi(t/x) \rightarrow \psi) \rightarrow (\exists x\varphi \rightarrow \psi).$$

SK と同様に, 上の **HM** の公理は全て $\vdash_{\text{HM}} \dots$ と書かれる。

HM の推論規則

φ と ψ を式とすると, 次は **HM** の推論規則である。

三段論法 $\Gamma \vdash_{\text{HM}} \psi$ かつ $\Gamma \vdash_{\text{HM}} \psi \rightarrow \varphi$ ならば $\Gamma \vdash_{\text{HM}} \varphi$ である。

汎化 ψ に変項 x が自由に現れているとき, $\Gamma \vdash_{\text{HM}} \psi(y/x)$ ならば $\Gamma \vdash_{\text{HM}} \forall x\psi$ である。ただし y は $\forall x\psi$ に自由には現れない変項とする。

HM から証明可能な式

$$\text{LNC} \quad \rightarrow (\varphi \wedge \rightarrow \varphi).$$

$$(\text{DIST}\wedge) \quad \varphi \vee (\psi \wedge \chi) \leftrightarrow (\varphi \vee \psi) \wedge (\varphi \vee \chi).$$

$$(\text{DIST}\vee) \quad \varphi \wedge (\psi \vee \chi) \leftrightarrow (\varphi \wedge \psi) \vee (\varphi \wedge \chi).$$

$$(\text{DM}\vee) \quad \rightarrow (\varphi \vee \psi) \leftrightarrow \rightarrow \varphi \wedge \rightarrow \psi.$$

略証 (LNC).

$$\varphi \wedge \rightarrow \varphi \vdash_{\text{HM}} \varphi,$$

$$\begin{aligned}
& \varphi \wedge \neg \varphi \vdash_{\mathbf{HM}} \neg \varphi, \\
& \varphi \wedge \neg \varphi \vdash_{\mathbf{HM}} \varphi \rightarrow (\neg \varphi \rightarrow \perp), \\
& \varphi \wedge \neg \varphi \vdash_{\mathbf{HM}} \neg \varphi \rightarrow \perp, \\
& \varphi \wedge \neg \varphi \vdash_{\mathbf{HM}} \perp, \\
& \vdash_{\mathbf{HM}} (\varphi \wedge \neg \varphi) \rightarrow \perp, \\
& \vdash_{\mathbf{HM}} ((\varphi \wedge \neg \varphi) \rightarrow \perp) \rightarrow \neg (\varphi \wedge \neg \varphi), \\
& \vdash_{\mathbf{HM}} \neg (\varphi \wedge \neg \varphi).
\end{aligned}$$

略証 (DM \vee).

$$\begin{aligned}
& \vdash_{\mathbf{HM}} \varphi \rightarrow (\varphi \vee \psi), & (\text{DI1}) \\
& \vdash_{\mathbf{HM}} (\varphi \rightarrow (\varphi \vee \psi)) \rightarrow (\neg (\varphi \vee \psi) \rightarrow \neg \varphi), & (\text{CON1}) \\
& \vdash_{\mathbf{HM}} \neg (\varphi \vee \psi) \rightarrow \neg \varphi, & (\text{MP}) \\
& \neg (\varphi \vee \psi) \vdash_{\mathbf{HM}} \neg \varphi. & (\text{DR})
\end{aligned}$$

同様に

$$\neg (\varphi \vee \psi) \vdash_{\mathbf{HM}} \neg \psi$$

となり,

$$\begin{aligned}
& \neg (\varphi \vee \psi) \vdash_{\mathbf{HM}} \neg \varphi \rightarrow (\neg \psi \rightarrow (\neg \varphi \wedge \neg \psi)), & (\text{CI}) \\
& \neg (\varphi \vee \psi) \vdash_{\mathbf{HM}} \neg \psi \rightarrow (\neg \varphi \wedge \neg \psi), & (\text{MP}) \\
& \neg (\varphi \vee \psi) \vdash_{\mathbf{HM}} \neg \varphi \wedge \neg \psi & (\text{MP})
\end{aligned}$$

が得られる。逆に

$$\begin{aligned}
& \neg \varphi \wedge \neg \psi \vdash_{\mathbf{HM}} \neg \varphi, & (\text{CE1}) \\
& \neg \varphi \wedge \neg \psi \vdash_{\mathbf{HM}} \neg \varphi \rightarrow (\varphi \rightarrow \perp), & (\text{CTI2}) \\
& \neg \varphi \wedge \neg \psi \vdash_{\mathbf{HM}} \varphi \rightarrow \perp & (\text{MP})
\end{aligned}$$

となり, 同様に

$$\neg \varphi \wedge \neg \psi \vdash_{\mathbf{HM}} \psi \rightarrow \perp$$

も成り立つ。よって

$$\begin{aligned}
& \neg \varphi \wedge \neg \psi \vdash_{\mathbf{HM}} (\varphi \rightarrow \perp) \rightarrow ((\psi \rightarrow \perp) \rightarrow ((\varphi \vee \psi) \rightarrow \perp)), & (\text{DE}) \\
& \neg \varphi \wedge \neg \psi \vdash_{\mathbf{HM}} (\psi \rightarrow \perp) \rightarrow ((\varphi \vee \psi) \rightarrow \perp), & (\text{MP}) \\
& \neg \varphi \wedge \neg \psi \vdash_{\mathbf{HM}} (\varphi \vee \psi) \rightarrow \perp, & (\text{MP}) \\
& \neg \varphi \wedge \neg \psi \vdash_{\mathbf{HM}} ((\varphi \vee \psi) \rightarrow \perp) \rightarrow \neg (\varphi \vee \psi), & (\text{NI}) \\
& \neg \varphi \wedge \neg \psi \vdash_{\mathbf{HM}} \neg (\varphi \vee \psi) & (\text{MP})
\end{aligned}$$

が得られる。

8.1.4 HK

HM の推論規則はそのままに，公理に二重否定除去を追加すると古典論理の証明体系 **HK** となる．

HK の公理

HM の公理に次を追加:

(DNE) $\neg\neg\varphi \rightarrow \varphi$.

HK から証明可能な式

(CON3) $(\neg\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\neg\psi \rightarrow \varphi)$.

(CON4) $(\neg\varphi \rightarrow \neg\psi) \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi)$.

(RAA) $(\neg\varphi \rightarrow \perp) \rightarrow \varphi$.

(EFQ) $\perp \rightarrow \varphi$.

略証 (CON3).

$\neg\varphi \rightarrow \psi, \neg\psi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg\psi \rightarrow \neg\neg\varphi,$	(CON1)
$\neg\varphi \rightarrow \psi, \neg\psi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg\psi,$	
$\neg\varphi \rightarrow \psi, \neg\psi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg\neg\varphi,$	(MP)
$\neg\varphi \rightarrow \psi, \neg\psi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg\neg\varphi \rightarrow \varphi,$	(DNE)
$\neg\varphi \rightarrow \psi, \neg\psi \vdash_{\mathbf{HK}} \varphi,$	(MP)
$\neg\varphi \rightarrow \psi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg\psi \rightarrow \varphi.$	(DR)

略証 (CON4).

$\neg\varphi \rightarrow \neg\psi, \psi \vdash_{\mathbf{HK}} \psi,$	
$\neg\varphi \rightarrow \neg\psi, \psi \vdash_{\mathbf{HK}} \psi \rightarrow \neg\neg\psi,$	(DNI)
$\neg\varphi \rightarrow \neg\psi, \psi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg\neg\psi.$	(MP)

及び, (CON3) より

$$\neg\varphi \rightarrow \neg\psi, \psi \vdash_{\mathbf{HK}} \neg\neg\psi \rightarrow \varphi$$

となるので, (MP) より

$$\neg\varphi \rightarrow \neg\psi, \psi \vdash_{\mathbf{HK}} \varphi$$

が成り立つ．よって演繹法則より

$$\neg\varphi \rightarrow \neg\psi \vdash_{\mathbf{HK}} \psi \rightarrow \varphi$$

が得られる．

略証 (RAA).

$$\begin{array}{ll}
 \vdash_{\mathbf{HK}} (\neg \varphi \rightarrow \perp) \rightarrow \neg \neg \varphi, & (\text{NI}) \\
 \neg \varphi \rightarrow \perp \vdash_{\mathbf{HK}} \neg \neg \varphi, & (\text{DR}) \\
 \neg \varphi \rightarrow \perp \vdash_{\mathbf{HK}} \neg \neg \varphi \rightarrow \varphi, & (\text{DNE}) \\
 \neg \varphi \rightarrow \perp \vdash_{\mathbf{HK}} \varphi, & (\text{MP}) \\
 \vdash_{\mathbf{HK}} (\neg \varphi \rightarrow \perp) \rightarrow \varphi. & (\text{DR})
 \end{array}$$

略証 (EFQ).

$$\begin{array}{ll}
 \vdash_{\mathbf{HK}} \perp \rightarrow (\neg \varphi \rightarrow \perp), & (\text{K}) \\
 \perp \vdash_{\mathbf{HK}} \neg \varphi \rightarrow \perp, & (\text{DR}) \\
 \perp \vdash_{\mathbf{HK}} (\neg \varphi \rightarrow \perp) \rightarrow \varphi, & (\text{RAA}) \\
 \perp \vdash_{\mathbf{HK}} \varphi, & (\text{MP}) \\
 \vdash_{\mathbf{HK}} \perp \rightarrow \varphi. & (\text{DR})
 \end{array}$$

8.2 HK'

HK の量化公理から (UI) と (EE) を取り除き、三段論法に加え存在汎化と全称汎化といった推論規則を用いた証明体系を **HK'** とする。つまり、

HK' の公理

φ と ψ と χ を式とし、 x を変項とし、 τ を項とするととき、次は **HK'** の公理である。

- (S) $(\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \chi)) \rightarrow ((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \chi)).$
- (K) $\varphi \rightarrow (\psi \rightarrow \varphi).$
- (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) $(\varphi \wedge \psi) \rightarrow \psi.$
- (UE) $\forall x \varphi \rightarrow \varphi(\tau/x).$
- (EI) $\varphi(\tau/x) \rightarrow \exists x \varphi.$
- (CTI1) $\varphi \rightarrow (\neg \varphi \rightarrow \perp).$
- (CTI2) $\neg \varphi \rightarrow (\varphi \rightarrow \perp).$
- (NI) $(\varphi \rightarrow \perp) \rightarrow \neg \varphi.$
- (DNE) $\neg \neg \varphi \rightarrow \varphi.$

とし、推論規則には、三段論法に加えて

HK' の汎化規則

φ と ψ を式とし, x と t を変項とし, φ に x が自由に現れるとし, また ψ と $\exists x\varphi$ に t は自由に現れないとする.

存在汎化 $\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \varphi(t/x) \rightarrow \psi$ ならば $\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \exists x\varphi \rightarrow \psi$ となる.

全称汎化 $\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \psi \rightarrow \varphi(t/x)$ ならば $\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \psi \rightarrow \forall x\varphi$ となる.

を用いる. 規則の前提で太字で強調した文言は固有変項条件と呼ばれる.

メタ定理 8.2.1 (HK と HK' は同値). 任意の式 φ に対して, $\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}} \varphi$ ならば $\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \varphi$ であり, その逆もまた然り.

メタ証明.

HK' から示されたら **HK** から証明可能 いま

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \varphi$$

であるとする. φ が **HK'** の公理であれば **HK** の公理でもあるし, Γ の公理であれば言わずもがな, これらの場合は

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}} \varphi$$

となる. φ が存在汎化によって得られているとき, つまり, φ とは

$$\exists x\psi \rightarrow \chi$$

なる形の式であって, $\psi(t/x) \rightarrow \chi$ から存在汎化で得られている場合, ここで t は χ と $\exists x\psi$ に自由に現れない変項であるが, このとき,

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}} \psi(t/x) \rightarrow \chi$$

であると仮定すれば, 汎化と量化公理 (EE) によって

$$\begin{aligned} &\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}} \forall t(\psi(t/x) \rightarrow \chi), \\ &\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}} \forall t(\psi(t/x) \rightarrow \chi) \rightarrow (\exists x\psi \rightarrow \chi), \\ &\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}} \exists x\psi \rightarrow \chi \end{aligned}$$

となる. また φ が全称汎化によって得られているとき, つまり, φ とは

$$\chi \rightarrow \forall x\psi$$

なる形の式であって, $\chi \rightarrow \psi(t/x)$ から存在汎化で得られている場合, ここで t は χ と $\forall x\psi$ に自由に現れない変項であるが, このとき,

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}} \chi \rightarrow \psi(t/x)$$

であると仮定すれば, 汎化と量化公理 (UI) によって

$$\begin{aligned} &\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}} \forall t(\chi \rightarrow \psi(t/x)), \\ &\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}} \forall t(\chi \rightarrow \psi(t/x)) \rightarrow (\chi \rightarrow \forall x\psi), \\ &\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}} \chi \rightarrow \forall x\psi \end{aligned}$$

となる。 φ が三段論法で得られている場合、つまり ψ と $\psi \rightarrow \varphi$ なる形の式が **HK'** から示されている場合であるが、

$$\begin{array}{l} \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}} \psi, \\ \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}} \psi \rightarrow \varphi \end{array}$$

と仮定すれば $\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}} \varphi$ も従う。

HK から示されたら **HK'** から証明可能 いま

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}} \varphi$$

とする。 φ が量化公理 (UI)(EE) 以外の **HK** の公理か、 Γ の公理であれば

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \varphi$$

である。 φ が

$$\forall t(\chi \rightarrow \psi(t/x)) \rightarrow (\chi \rightarrow \forall x\psi)$$

なる形の公理であるとき (t は χ と $\forall x\psi$ には自由に現れない),

$$\begin{array}{l} \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \forall t(\chi \rightarrow \psi(t/x)) \rightarrow (\chi \rightarrow \psi(t/x)), \\ \chi \rightarrow \psi(t/x), \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \chi \rightarrow \psi(t/x), \\ \chi \rightarrow \psi(t/x), \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \chi \rightarrow \forall x\psi, \\ \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} (\chi \rightarrow \psi(t/x)) \rightarrow (\chi \rightarrow \forall x\psi), \\ \forall t(\chi \rightarrow \psi(t/x)), \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \forall t(\chi \rightarrow \psi(t/x)), \\ \forall t(\chi \rightarrow \psi(t/x)), \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \forall t(\chi \rightarrow \psi(t/x)) \rightarrow (\chi \rightarrow \psi(t/x)), \\ \forall t(\chi \rightarrow \psi(t/x)), \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \chi \rightarrow \psi(t/x), \\ \forall t(\chi \rightarrow \psi(t/x)), \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} (\chi \rightarrow \psi(t/x)) \rightarrow (\chi \rightarrow \forall x\psi), \\ \forall t(\chi \rightarrow \psi(t/x)), \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \chi \rightarrow \forall x\psi, \\ \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \forall t(\chi \rightarrow \psi(t/x)) \rightarrow (\chi \rightarrow \forall x\psi) \end{array}$$

となる (赤字で **HK'** の全称汎化規則を用いた箇所を示している)。つまり (UI) は **HK'** の定理である。同様に (EE) も **HK'** の定理である。実際、

$$\begin{array}{l} \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \forall t(\psi(t/x) \rightarrow \chi) \rightarrow (\psi(t/x) \rightarrow \chi), \\ \psi(t/x) \rightarrow \chi, \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \psi(t/x) \rightarrow \chi, \\ \psi(t/x) \rightarrow \chi, \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \exists x\psi \rightarrow \chi, \\ \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} (\psi(t/x) \rightarrow \chi) \rightarrow (\exists x\psi \rightarrow \chi), \\ \forall t(\psi(t/x) \rightarrow \chi), \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \forall t(\psi(t/x) \rightarrow \chi), \\ \forall t(\psi(t/x) \rightarrow \chi), \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \forall t(\psi(t/x) \rightarrow \chi) \rightarrow (\psi(t/x) \rightarrow \chi), \\ \forall t(\psi(t/x) \rightarrow \chi), \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \psi(t/x) \rightarrow \chi, \\ \forall t(\psi(t/x) \rightarrow \chi), \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} (\psi(t/x) \rightarrow \chi) \rightarrow (\exists x\psi \rightarrow \chi), \\ \forall t(\psi(t/x) \rightarrow \chi), \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \exists x\psi \rightarrow \chi, \\ \Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \forall t(\psi(t/x) \rightarrow \chi) \rightarrow (\exists x\psi \rightarrow \chi) \end{array}$$

となる。 φ が汎化によって導かれているとき、つまり φ は

$$\forall x\psi$$

なる式であって、先に $\psi(t/x)$ なる式が **HK** から証明されているとき (x は ψ に自由に現れ、 t は $\forall x\psi$ に自由に現れない変項である),

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \psi(t/x)$$

と仮定したら

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \forall x\psi$$

が成り立つ. 実際, φ を $\chi \rightarrow \chi$ といった文とすれば

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \varphi \rightarrow \psi(t/x)$$

が成り立つので, 全称汎化より

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \varphi \rightarrow \forall x\psi$$

となり,

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \varphi$$

と併せて

$$\Gamma \vdash_{\mathbf{HK}'} \forall x\psi$$

が従う.

■

参考文献

- [1] Moser, G. and Zach, R., “The Epsilon Calculus and Herbrand Complexity”, *Studia Logica* 82, 133-155 (2006)
- [2] 高橋優太, “1 階述語論理に対する ε 計算”,
<http://www2.kobe-u.ac.jp/mkikuchi/ss2018files/takahashi1.pdf>
- [3] キューネン数学基礎論講義
- [4] ブルバキ, 数学原論 集合論 1,
- [5] 竹内外史, 現代集合論入門,
- [6] 島内剛一, 数学の基礎,
- [7] 戸次大介, 数理論理学,