研究ノート

「存在と当為」の二元論の論理学的証明

高　橋　文　彦

0.　はじめに

法哲学および倫理学においては，「存在（is; Sein）から当為（ought; Sollen）を，事実から価値を論理的に導き出すことはできない」というテーゼが，しばしば自明の原理として主張されてきた。他方，このような二元論のテーゼを論理的に反駁しようとの試みも，数多くの学者によってなされ，様々な反例が提出されてきた。(1) 一見自明とも思われるテーゼをめぐってこうした議論が繰り返されてきたことの原因は，第一にテーゼそのものがかなりの曖昧さを含んでいたことにあり，第二に二元論者がいわば直観的な基礎づけに甘んじていて，その主張を厳密に論理学的に証明しようとはしなかったことにある。しかしながら，最近になって二元論のテーゼも漸く明確な定式化がなされるようになり，その論理学的証明も既にいくつか提出されるに到った。本稿においては，これらの論理学的証明を紹介・整理することによって，「存在と当為」に関する論理学的議論の現在の到達点を明らかにしたいと思う。

1.　二元論の定式化

「存在と当為」の二元論をとりあえず次のように定式化してみよう。「非規範文の集合を前提とし，規範文を結論とするような，論理的に妥当な推論は存在しない。」このような定式化は果して適切なものであろうか。現代論理学によれば，矛盾した文からはいかなる文でも妥当に推論しうるし(ex falso quodlibet)，論理的に真な文はいかなる文からでも妥当に推論しうる(ex quolibet verum)。したがって，前述の定式は次のように修正されねばならない。「非規範文の無矛盾な集合を前提とし，論理的に真ではない規範文を結論とするよ

うな，論理的に妥当な推論は存在しない。」

ところが，このような修正を施された定式に対しても，反例は容易に考えられる。Aを論理的に真・偽が不確定な非規範文，Bを論理的に真ではない規範文とし，選言を‘$\vee$’で，また論理的に妥当な推論関係を‘$\rightarrow$’で表すならば，規範論理においても「添加律」(principle of addition) を認める限り，$A \rightarrow A \vee B$が成り立つ。このとき，規範的な記号表現を含む文をすべて「規範文」と呼ぶならば，ここでは明らかに，無矛盾な非規範文Aから論理的に真ではない規範文$A \vee B$が妥当に推論されている。

このような反例に直面して，Weinberger〔72〕は，いかなる規範文も真理関数的結合子 (wahrheitsfunktionale Junktoren) のアーギュメントとして認めない，という方針を採った。他方，Hoerster〔69〕は「存在と当為」の二元論を論理的な主張としては放棄し，これを専ら認識論的に理解し直そうとした。しかし，こうした態度はいずれも二元論を維持するために最善のものとは言いがたい。二元論者としては，むしろ定式にさらに次のような限定を加えるべきであろう。「非規範文の無矛盾な集合を前提とし，論理的に真ではない純粋な規範文を結論とするような，論理的に妥当な推論は存在しない。」

この意味における「存在と当為」の二元論については，既に何人かの学者が論理学的証明を提出している。以下ではこのうち，まずKutschera〔73〕の証明をやや詳しく紹介し，次にその他の証明を概観することにしたい。[2]

2. Kutschera〔73〕の証明

2.1　言語Δ

「存在と当為」の二元論を論理学的に証明するためには，まず，それを可能たらしめるだけの厳密な言語がなければならない。そのような言語として，Kutscheraは言語Δを以下のように構成する。

2.1.1　Δの基本記号

Δの基本記号は次のようなものである。

a）可付番 (abzählbar)[3] 無限個の個体定項

$a,\ a_1,\ a_2, \cdots$

b）可付番無限個の個体変項

$x,\ x_1,\ x_2, \cdots$

c）可付番無限個の述語定項

$F, F_1, F_2, \cdots$

なお，それぞれの述語定項については，それがn項（$n \geqq 1$）の述語定項であることが，予め定められている。

d）論理記号

$\sim$（否定），$\supset$（含意），$\forall$（全称），O（義務）

e）補助記号

（，），，

$\varDelta$の基本記号のあらゆる有限の配列を，$\varDelta$の「表現」（Ausdruck）と呼ぶ。

A〔＊〕を，$\varDelta$の基本記号および$\varDelta$に含まれていない記号＊から成る有限の配列とする。このとき，A〔＊〕において記号＊が現れるすべての箇所において，これを表現Bによって置き換えた表現を，A〔B〕とする。

2.1.2　$\varDelta$の文

$\varDelta$の「文」（Satz）は次のように定義される。

a）Fが$\varDelta$のn項の述語定項であり，$a_1, \cdots, a_n$が$\varDelta$の個体定項であるならば，$F(a_1, \cdots, a_n)$は$\varDelta$の文である。

b）Aが$\varDelta$の文であるならば，$\sim A$もまた$\varDelta$の文である。

c）Aが，その中に記号Oが現れていないような$\varDelta$の文であるならば，$O(A)$もまた$\varDelta$の文である。

d）AとBとが$\varDelta$の文であるならば，$(A \supset B)$もまた$\varDelta$の文である。

e）A〔a〕が，その中に個体変項xが現れていないような$\varDelta$の文であり，aが$\varDelta$の個体定項であるならば，$\forall x A[x]$もまた$\varDelta$の文である。

2.1.3　他の論理記号

基本記号に含まれていない論理記号は，次のように定義される。

a）$A \vee B = \text{def.} \sim A \supset B$　（選　言）

b）$A \wedge B = \text{def.} \sim(\sim A \vee \sim B)$　（連　言）

c）$A \equiv B = \text{def.} (A \supset B) \wedge (B \supset A)$　（同　値）

d）$\exists x A[x] = \text{def.} \sim \forall x \sim A[x]$　（特　称）

e）$V(A) = \text{def.}\ O(\sim A)$　（禁　止）

f）$E(A) = \text{def.} \sim O(\sim A)$　（許　可）

括弧の省略については次のように定める。まず，文全体を囲む括弧は省略できる。また，$\sim$，$\wedge$，$\vee$，$\supset$，$\equiv$という記号の系列においては，より左に位置する記号ほど結合力が強いと定める。したがって，例えば，$(A \supset B)$の代りに$A \supset B$と，また（$\sim A$）$\wedge B$の代りに$\sim A \wedge B$と書くことができる。

2.1.4 純粋規範文

「純粋規範文」(reiner Normsatz) は次のように定義される。[4]

a）Aが，その中に記号Oが現れていないようなΔの文であるならば，$O(A)$は純粋規範文である。

b）Aが純粋規範文であるならば，$\sim A$もまた純粋規範文である。

c）AおよびBが純粋規範文であるならば，（$A \supset B$）もまた純粋規範文である。

d）$A〔a〕$が純粋規範文であるならば，（2.1.2（e）によりこれから生じる）$\forall x A〔x〕$もまた純粋規範文である。

また，Δの文のうちで，その中に記号Oが（それ故，V，Eが）全く現れていないような文を，「非規範文」(normfreier Satz) と呼ぶことにする。

2.2 言語Δの解釈

言語Δは構文論的には以上のように構成されるが，Δの文が真理値をもちうるためには，解釈によって意味が与えられねばならない。Kutschera は，この解釈に先立って，まず言語Δ'の述語論理的解釈を定義することから始める。

2.2.1 Δ'の述語論理的解釈

Δから記号Oおよびこれを含む文をすべて取り除くことによってできる言語が，Δ'である。そして，（空でない）個体領域UにおけるΔ'の述語論理的解釈とは，以下の条件を満たすような関数Mである。

a）すべての個体定項aについて，M（a）$\in$U。

b）すべてのn項の述語定項Fについて，$\mathrm{M}(F) \in \mathrm{P}(\mathrm{U}^n)$。ただし，$\mathrm{U}^n$は，Uの要素から成るすべての$n$組（$n$-tupel）[5]の集合であり，また$\mathrm{P}(\mathrm{U}^n)$は$\mathrm{U}^n$の巾(べき)集合[6]である。

c）$\langle \mathrm{M}(a_1), \cdots, \mathrm{M}(a_n) \rangle \in \mathrm{M}(F)$ ならば，すなわち個体$\mathrm{M}(a_1), \cdots, \mathrm{M}(a_n)$ のn組が$\mathrm{M}(F)$ の要素であるならば，そしてそのときにのみ，$\mathrm{M}(F(a_1, \cdots, a_n)) =$ w。ただし，wは真理値「真」であり，fは真理値「偽」である。

d）M（A）＝f ならば，そしてそのときにのみ，M（$\sim A$）＝w。

e）M（A）＝f またはM（B）＝wならば，そしてそのときにのみ，$\mathrm{M}(A \supset B)$

＝w。

f） $M' \underset{a}{=} M$であるようなすべての解釈M'について，$M'(A〔a〕)$＝w が成り立つならば，そしてそのときにのみ，$M(\forall x A〔x〕)$＝w。ただし，aは$\forall x A〔x〕$の中に現れていない個体定項とする。

$M' \underset{a}{=} M$は，解釈MとM′とがたかだか値M(a）とM′(a）とを除けば一致する，ということを述べている。それ故，MおよびM′の基礎には同一の個体領域Uがあり，aとは異なるすべての個体定項および述語定項tについて，M(t）＝M′(t）が成り立つ。(7)

2.2.2　Δの義務論理的解釈

このようなΔ'の述語論理的解釈から，Kripke〔63〕流の意味論を利用することによって，Δの義務論理的解釈を得ることができる。（空でない）個体領域Uと，UにおけるΔ'の述語論理的解釈の（空でない）集合NとにおけるΔの義務論理的解釈とは，以下の条件を満たすような関数Mである。

a）Mは，Uにおける述語論理的解釈については，2.2.1（a）～（f）の条件を満たす。

b）Nに属するすべての解釈M＊について，すべての個体定項aについて，M*（a）＝M（a）が成り立つ。

c）Nに属するすべての解釈M* について，M*（A）＝wが成り立つならば，そしてそのときにのみ，M（O(A)）＝w。

義務論理的解釈については，$M' \underset{a}{=} M$ は，N′に属するあらゆるM*′に，$M^{*\prime} \underset{a}{=} M^*$であるようなNに属するM＊が存在し，またその逆も成り立つ，ということをも意味している。

さて，このような義務論理的解釈を直観的に説明し直してみよう。（c）によれば，文Aは，Mによって規定された現実世界よりも善い（この現実世界と同じ個体から成る）すべての世界において真であるならば，義務的な性格を持つ。集合Nは，Mに関するより善い世界の集合である。各々の世界は，その個体の集合U，および述語定項の解釈によって定められているところの，個体の性質および関係によって特徴づけられる。

2.2.3　充足，D-真，D-妥当

ここで術語の定義を三つばかり付け加えておく。

a）M（A）＝wが成りたつならば，そしてそのときにのみ，解釈MはΔの文

Aを「充足」(erfüllen) する。

b) すべての義務論理的解釈がΔの文Aを充足するならば，そしてそのときにのみ，Aは「義務論理的に真」(略して，「D-真」) である。

c) 文$A_1, \cdots, A_n$のすべてを充足するようなすべての義務論理的解釈が，また文Bをも充足するならば，そしてそのときにのみ，前提$A_1, \cdots, A_n$および結論Bから成る推論は，「義務論理的に妥当」(略して，「D-妥当」) である。

2.3 二元論の証明

Kutschera によれば，以上のような言語Δの構文論および意味論を前提することによって，「存在と当為」の二元論は二重の意味で論理学的に証明されうる。

定理 2.3.1 $\mathfrak{M}$を非規範文の無矛盾な集合とし，Aを純粋規範文としよう。また，前提$\mathfrak{M}$および結論Aから成る推論が論理的に妥当であることを，$\mathfrak{M} \to A$で表そう。このとき，$\mathfrak{M} \to A$が成り立つならば，Aは論理的に真である。

証明 $\mathfrak{M}$は無矛盾であるから，a_i ($i=1, 2, \cdots$) が自然数による個体定項の番号付けであるとすれば，$M(a_i)=i$ であるような自然数の集合U^*における或る述語論理的解釈Mが，$\mathfrak{M}$に属するすべての文を充足する。[(8)] ところで，Aは論理的に真ではない，と仮定しよう。すると，$\sim A$は充足可能であるから，同様なU^*における或る述語論理的解釈M'が$\sim A$を充足する。[(9)] このとき，すべての個体定項および述語定項tについて$M''(t)=M(t)$ が，また$M''(O(B[x_1, \cdots, x_n]))=M'(O(B[x_1, \cdots, x_n]))$ が成り立つような，U^*における述語論理的解釈M''は，$\mathfrak{M}$に属するすべての文および$\sim A$を充足する。以上から，Aが論理的に真でないならば，$\mathfrak{M} \to A$が成り立たないことがわかる。故に，$\mathfrak{M} \to A$が成り立つならば，Aは論理的に真である。証明終り。

定理 2.3.2 $\mathfrak{M}$を非規範文の無矛盾な集合とし，Aを純粋規範文としよう。また，前提$\mathfrak{M}$および結論Aから成る推論がD－妥当であることを，$\mathfrak{M} \underset{D}{\to} A$で表わそう。このとき，$\mathfrak{M} \underset{D}{\to} A$が成り立つならば，$A$はD－真である。

Kutschera [73] はこの定理を示しながら，その証明を省略しているが，これも，定理2.3.1の場合とほぼ同様に，次のように証明することができよう。[(10)]

証明 $\mathfrak{M}$は無矛盾であるから，a_i ($i=1, 2, \cdots$) が自然数による個体定項の番号付けであるとすれば，$M(a_i)=i$ であるような自然数の集合U^*における或る述語論理的解釈Mが，$\mathfrak{M}$に属するすべての文を充足する。ところで，A

はD－真ではない，と仮定しよう。すると，$\sim A$は義務論理的に充足可能であるから，同様なU*における或る義務論理的解釈M′が$\sim A$を充足する。[11] このとき，すべての個体定項および述語定項tについてM″(t)＝M(t)が，またN″＝N′が成り立つような，U*における義務論理的解釈M″は，$\mathfrak{M}$に属するすべての文および$\sim A$を充足する。以上から，AがD－真でないならば，$\mathfrak{M} \underset{D}{\rightarrow} A$が成り立たないことがわかる。故に，$\mathfrak{M} \underset{D}{\rightarrow} A$が成りたつならば，$A$はD－真である。証明終り。

ところで，定理2.3.1と定理2.3.2.とは一体いかなる関係にあるのであろうか。Kutscheraによれば，$A_1, \cdots, A_n \rightarrow B$ が成り立つならば，$A_1, \cdots, A_n \underset{D}{\rightarrow} B$も成り立つことが証明できる。[12] したがって，定理2.3.1は定理2.3.2の特殊な場合を述べていることになる。前者は，後者を包括するような，より一般性をもった定理であると言えよう。

以上で，Kutschera〔73〕の証明の解説を終え，次にこのほかの論理学的証明を概観することにしたい。

3. その他の論理学的証明

3.1 Johanson〔73〕の証明

「存在と当為」の二元論を証明するためにあたり，Johansonは，一階の述語論理に義務論的演算子（deontic operators）を加えた形式的な言語$\mathscr{L}$を用いている。$\mathscr{L}$は，記述的な述語定項と規範的な述語定項という二種類の述語定項を含んでいる点で，Kutscheraの言語$\varDelta$と異なっている。

まず，Johansonは「記述文」（descriptive sentence）と「純粋規範文」（purely normative s.）を大体次のように定義する。記述的な述語定項は含むが，規範的な述語定項や義務論的演算子は一切含まないような文を，「純粋記述文」と呼ぼう。このとき，純粋記述文と論理的に同値な文が，そしてそれのみが，記述文である。これに対して，純粋規範文とは，規範的な述語定項もしくは義務論的演算子を含むとともに，義務論的演算子のアーギュメント以外には記述的な述語定項を一切含まないような，論理的に真・偽が不確定な文である。ここでは，前述のkutscheraの場合と異なり，論理的に真な文は定義によって純粋規範文から排除されている。

これらの定義を前提にしつつ，Johansonは次の定理を証明する。

定理 3.1.1 Aを無矛盾な記述文とし，Bを純粋規範文としよう。このとき，$A \supset B$という形の定理は$\mathscr{L}$において存在しない。

この定理を証明するにあたり，Johanson は Kripke 流の可能世界意味論(possible-worlds semantics)ではなく，一階の述語論理の意味論を利用する。そのために，彼はまず純粋規範文から義務論的演算子と記述的な述語定項を次のような方法で取り除く。Oを義務論的演算子，Cを，義務論的演算子もしくは規範的な述語定項を一切含まない表現としよう。このとき，Fが記述的な述語定項であり，Cが$F(x_1, \cdots, x_n)$という形をしているならば，表現$O(C)$は$O(F(x_1, \cdots, x_n))$という形をしていることになる。したがって，Gを適当な規範的な述語定項とすれば，表現$O(C)$は$G(x_1, \cdots, x_n)$とみなすことができる。Cが自由変項を一つも含んでいないならば，新らたな個体定項a_Cを導入して，$O(C)$を$G(a_C)$によって置き換える。同様にして，いかなる純粋規範文も，義務論的演算子および記述的な述語定項を一切含まない純粋規範文によって置き換えることができる。(13)

定理 3.1.1 を証明するためには，まずBの中の義務論的演算子と記述的な述語定項を，規範的な述語定項によって置き換えねばならない。このとき，$\mathscr{L}$は，置き換えの際に導入されるすべての述語定項と個体定項を含んでいることにしよう。以下の証明は，Kutschera による定理 2.3.1 の証明に対応する。Aは無矛盾であるから，Aを充足するような，可付番の領域における解釈Dが存在する。同様に，$\sim B$は定義により無矛盾であるから，$\sim B$を充足するような，可付番の領域における解釈D′が存在する。それ故，1対1の対応によってDとD′とを合成すると，Aと$\sim B$のいずれをも充足するような解釈D″を得ることができる。

文$A \supset B$が$\mathscr{L}$における定理でなく，Aと$\sim B$のいずれをも充足する解釈が存在するならば，そしてそのときにのみ，Aを前提とし，Bを結論とする推論は，論理的に妥当ではない。したがって，定理 3.1.1 は，用語の相違はあるにせよ，Kutschera の定理 2.3.1 と同じことを述べている。なお，定理 3.1.1 において，Aは記述文の無矛盾な集合でなく，無矛盾な記述文となっているが，相互に無矛盾な複数の文は連言によって一つの無矛盾な文にまとめることができるので，この点に問題はない。

Johanson は，定理 3.1.1 の証明に続いて，さらに次の定理を証明している。

定理 3.1.2　Aを無矛盾な記述文とし，Bを規範文（純粋規範文ではない）としよう。このとき，$A \supset B$という形の定理は$\mathscr{L}$において存在しない。

この定理を証明するためには，「規範文」に関する何らかの定義もしくは公理が必要である。そこで，Johanson は次のような公理を導入する。

公理 3.1.3　Aを記述文とし，BをAと無矛盾な規範文とするとき，$A \wedge B$は記述文ではない。

定理 3.1.2 は，この公理を用いて，次のように証明される。Aを無矛盾な文とし，Bを規範文としよう。このとき，$A \supset B$が$\mathscr{L}$における定理であるならば$A \equiv (A \wedge B)$もまた$\mathscr{L}$における定理となる。したがって，前述の記述文の定義および公理 3.1.3 により，Aは記述文ではない。故に，Aが無矛盾な記述文であり，Bが規範文であるならば，$A \supset B$という形の定理は$\mathscr{L}$において存在しない。

3.2　Kutschera〔77〕の証明

Kutschera〔77〕は，Kutschera〔73〕と比べた場合，次の点でさらに一般的な証明を提出している。まず第一に，ここでは規範的な概念（normative Begriffe）が，「義務」，「禁止」，「許可」のような義務論的な概念（deontische B.）と「善い」，「悪い」，「無記な」（indifferent），「～よりも善い」，「～と同程度に善い」のような価値概念（Wertbegriffe）とに分けられ，それぞれについて「存在と当為」の二元論が証明されている。第二に，ここでは無条件の規範的な概念だけではなく，条件付きの規範的な概念もまた扱われている。

義務論的な概念について「存在と当為」の二元論を証明するためには，Kutschera は言語Dを構成する。言語Dは，言語$\varDelta$とは異なり，条件付きの義務文（deontischer Satz）を含んでいる。例えば，「Bという条件のもとでは，Aは義務である」は，$O(A, B)$と表される。無条件の義務文は，Tをトートロジーとすれば，$O(A, T)$のように表される。また，言語Dは，$O(O(A, B))$のような高階（mehrstufig）の義務文を排除していない点でも，言語$\varDelta$と異なっている。

この言語Dにおいて，Kutschera は次の定理を証明する。

定理 3.2.1　非義務文の無矛盾な集合からは，論理的に真な，それ故これらの前提なしでも証明可能な純粋義務文のみしか，論理的に導かれない。

この定理における「非義務文」（nicht-deontischer Satz），「純粋義務文」

(rein deontischer S.)は，それぞれ言語Δにおける「非規範文」,「純粋規範文」に対応する。また，ここにおける「論理的に真な」および「論理的に導かれる」という表現は，義務論理学的な意味に理解される。したがって，定理3.2.1は，定理2.3.2と同じ内容を，言語Dというより一般性をもった言語において述べていると言えよう。

定理3.2.1を証明するためには，やはり言語Dの意味論に言及しなければならないが，言語Dは条件付きおよび高階の義務文を含んでいるため，その意味論は言語Δの場合よりも複雑なものとならざるをえない。しかしながら，この点を除くならば，定理3.2.1.の証明と基本的には同じなので，ここでは詳細は省くことにしたい。

さて，Kutschera〔77〕において注目すべきなのは，むしろ価値概念についての「存在と当為」の二元論の証明である。義務論的な概念においては条件付きの義務の概念が基本概念であったが，ここでは無条件の規範的な選好(normative Präferenz) という概念が基本概念として採用される。この概念を用いた価値文の基本型は「Aという事態は（道徳的に）Bという事態よりも善くはない（nicht besser)」であり，記号$\leqslant.$によって，$A \leqslant . B$と表される。Kutscheraは，言語Dの基本記号Oをこの記号$\leqslant.$で置き換えることによって，言語Pを構成する。

他の価値概念は，基本記号$\leqslant.$を用いて，次のように定義される。

a） $A <. B = \mathrm{def.} \sim (B \leqslant . A)$

（AはBよりも悪い）

b） $A =. B = \mathrm{def.} (A \leqslant . B) \wedge (B \leqslant . A)$

（AはBと同程度に善い）

c） $A \leqslant ._C B = \mathrm{def.} A \wedge C \leqslant . B \wedge C$

（条件Cのもとでは，AはBよりも善くはない）

d） $P(A) = \mathrm{def.} \sim A <. A$

（Aは善い）

e） $N(A) = \mathrm{def.} P(\sim A)$

（Aは悪い）

f） $I(A) = \mathrm{def.} A =. \sim A$

（Aは無記である）

この言語Pにおいて，Kutschera は次の定理を証明する。

定理 3.2.2 非評価文の無矛盾な集合からは，論理的に真な，それ故これらの前提なしでも証明可能な純粋評価文のみしか，論理的に導かれない。

この定理における「非評価文」(nicht-valuativer Satz),「純粋評価文」(rein valuativer S.) は，それぞれ言語Δにおける「非規範文」,「純粋規範文に準じて定義される。また，ここにおける「論理的に真な」および「論理的に導かれる」という表現は，選好論理学（Präferenzlogik）的な意味に理解される。

定理3.2.2の証明も，基本的には定理2.3.2および定理3.2.1の場合と同じである。大まかに言えば，まず言語Pの解釈を，可能世界意味論を用いて，定義する。あとは，$\mathfrak{M}$を非評価文の無矛盾な集合とし，Aを純粋評価文とするとき，Aが論理的に真でないならば，$\mathfrak{M}$に属するすべての文および$\sim A$を充足するような，可付番の領域における選好論理的解釈が存在することを，定理2.3.2の場合と同様の仕方で示せばよいのである。

3.3 Kaliba〔81〕の証明

ローマ法には「不可能なる事の何らの義務なし」(impossibilium nulla obligatio est) との規定があり，また現代の倫理学においても「『当為』は『可能』を含意する」(“ought” implies “can”) との原理がしばしば主張される。この原理は，$\Diamond$を可能を表す様相演算子（modal operator）とすれば，$O(A)\supset\Diamond(A)$，もしくは$\sim\Diamond(A)\supset\sim O(A)$ と記号化することができる。ところで，$\sim\Diamond(A)$ は，これまでの定義に準拠する限り，明らかに非規範文であり，また$\sim\Diamond(A)\supset\sim O(A)$ が成り立つならば，そしてそのときにのみ$\sim\Diamond(A)$ を前提とし，$\sim O(A)$ を結論とする推論は，論理的に妥当であるから，この原理は「存在と当為」の二元論に対する反例を提出していると考えられる。事実，Mavrodes〔64〕はそのように理解しているし，Morscher〔74〕も有力な反例の一つとして，この原理に基づく推論を挙げている。

しかしながら，これまで見てきた証明は，この「可能と当為」の問題に何ら言及していなかった。それは，そこで用いられた言語が，いずれも演算子$\Diamond$を含んでいなかったからである。これに対して，Kaliba〔81〕は，必然を表す様相演算子$\Box$を含む言語においても，Kutschera の定理3.2.1が成り立つこと

を，証明している。「可能」は演算子□によって◇（A）＝def.～□（～A）と定義されるから，Kaliba の証明は，定理 3.2.1 を「可能と当為」の領域にまで拡張したものと言える。ただし，Kaliba の用いている言語は，量化(quantification）および条件付きの規範文を扱っていない点で，Kutschera の言語Dとは異なっている。

Kaliba の証明もまた可能世界意味論を用いている。しかしながら，ここで用いられている言語は，演算子Oと並んで演算子□をも含んでいるため，ここでは，義務に関連のある（relevant）世界と，必然に関連のある世界との関係が，重要な意味をもつことになる。α，βを可能世界とするとき，βはαにおいて必然に，あるいは義務に関連がある，という関係をそれぞれ$\alpha R \beta$，$\alpha S \beta$と表そう。また，$\mathfrak{M}$を非規範文（non-normative sentence）の無矛盾な集合とし，Aを論理的に真でない純粋規範文（purely normative s.）としよう。このとき，$\{\alpha \mid \delta R \alpha\} \cap \{\beta \mid \delta S \beta\} = \phi$（空集合）でありうるときにのみ，$\mathfrak{M}$に属するすべての文および～$A$を，世界$\delta$において充足するような解釈が存在することが，したがって，$\mathfrak{M}$を前提とし，Aを結論とする推論が，論理的に妥当でないことが，証明されうる。

証明の方法は，これまでに見てきたものと基本的には同じであり，Kaliba は世界δにおいて$\mathfrak{M}$に属するすべての文を充足する解釈Mと，世界εにおいて～Aを充足する解釈M′とから，世界δにおいて$\mathfrak{M}$に属するすべての文および～Aを充足する解釈M″を合成している。

4. むすびにかえて

これまで，「存在と当為」の二元論の論理学的証明をいくつか概観してきた。これらをその証明方法によって分類すると，Kutschera による定理 2.3.1 の証明および Johanson による定理 3.1.1 の証明は二元論の述語論理学的証明として，また Kutschera による定理 2.3 2 および定理 3.2.1 の証明は二元論の義務論理学的証明として一括することができる。Kaliba の証明は，後者をさらに「可能と当為」の領域にまで拡張したものである。また，Kutschera による定理 3.2.2 の証明は，二元論の選好論理学的証明と呼ぶことができる。以上の証明は，用語の相違はあるにせよ，それぞれの形式的な言語において，「非規範文（あるいは記述文）の無矛盾な集合を前提とし，論理的に真ではない純

粋規範文を結論とするような，論理的に妥当な推論は存在しない」という二元論のテーゼを，意味論上の定理として証明しており，その方法も基本的には同じである。この点，Johanson による定理 3.1.2 の証明は特異であるが，論理学的にはさして興味深いものではない。ここでは，結局，「規範文」および「記述文」の定義が問題となっているにすぎない。

これらの論理学的証明によって，「存在と当為」の二元論は，一応，論理学的な基礎を与えられたわけだが，これらの証明はまた，まさに論理学的であるが故の限界も持っている。論理学的証明によれば，非規範文（あるいは記述文）の無矛盾な集合から，論理的に真ではない純粋規範文を，論理的に推論することはできない。しかしながら，このことは，Kutschera〔77〕も指摘しているように，前者から後者を分析的に推論しうる可能性まで否定してはいない。すなわち，前者から後者を，何らかの「橋渡し概念」（bridge notion; Brücken-begriff）[(14)] を媒介にして推論することは，原理的には可能なはずである。

こうした本来的な限界とは別に，二元論の論理学的証明は，さらにいくつかの困難な哲学的問題を孕んでいる。例えば，これらの証明が前提している規範文の真理値について。義務論理，選好論理の構成について。人工言語と日常言語の関係について，等々。これらの問題については，ここではもはや論ずることができない。しかしながら，いくつかの問題が残されているとはいえ，従来の「存在から当為を論理的に導くことはできない」という直観的なテーゼが，一定の厳密な定式化のもとで論理学的に証明されえたことは，Hume にまで遡るとされる[(15)] この大問題における重要な進歩であり，メタ法価値論をも含めた広義のメタ倫理学におけるその意義は，決して過小に評価されてはならない。

（註）

本稿における参考文献への参照は，まず著者名を記し，次に発行年をブラケットで囲む，という様式を採った。

(1) 二元論を論理的に反駁しようとする試みについては，Cf. Morscher［74］，また，参照　守屋［74／75］，高橋［83］。

(2) 以下の解説においては，論理記号等が統一のために原文と異なることがある。また，定理・公理の通し番号は本稿のものであって，原文のものではない。

(3) 「可付番」とは，自然数によって番号付けができること，すなわち自然数と 1 対 1 に対応づけられることを意味する。

(4) Kutschera［73］における純粋規範文の定義は極めて簡単であるため，ここでは Kutschera［77］の定義に準拠している。

(5) 個体 α_1，α_2 の順序づけられた対を $<\alpha_1, \alpha_2>$ で表す。すなわち，$<\alpha_1, \alpha_2>$

$=<\alpha_3, \alpha_4>$は，$\alpha_1=\alpha_3$ および$\alpha_2=\alpha_4$ と同値である。このとき，一般にn個の個体$\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3, \cdots, \alpha_n$ に対して，n組$<\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3, \cdots, \alpha_n>$とは$<<\cdots<<\alpha_1, \alpha_2>\alpha_3>\cdots>\alpha_n>$をいう。

(6) 集合U^nの巾集合とは，U^nのすべての部分集合から成る集合をいう。

(7) ここにおける全称演算子Ｖの定義について，より詳しくは，Cf. Kutschera／Breitkopf [79]，pp. 87ff。

(8) Löwenheim-Skolem の定理によれば，一階の述語論理において，論理式（本稿でいうところの，文）の集合$\mathfrak{M}$が無矛盾であるならば，$\mathfrak{M}$に属するすべての論理式（文）を充足するような，可付番の領域（例えば，自然数の領域）における解釈が存在する。

(9) 義務論的演算子を含む表現の述語論理的解釈については，Cf. Kutschera [73]，p. 56。ここでは，表現$O(A[x_1, \cdots, x_n])$は，個体定項を含まないものとして，n項の述語定項のように解釈される。また，$O(A[a_1, \cdots, a_n])$ という形の文は，原子文（Atomsatz）のように解釈される。Morscher [74] によれば，このような解釈には問題がないわけではないというが，本稿では未解決の問題としておきたい。

(10) この証明は，Kutschera [73] のT 1. 12-2の証明に準拠している。Cf. Kutschera [73]，p. 67.

(11) Löwenheim-Skolemの定理のこのような拡張については，Cf. Kutschera [73]，p. 61，T 1. 10-4。

(12) この証明については，Cf. Kutschera [73]，p. 56，T 1. 9-4。

(13) ここにおける Johanson の叙述は必ずしも明晰ではないが，基本的には Kutschera による定理2. 31の証明と考え方を共有していると言えよう。註(9)を参照。

(14) 「橋渡し概念」という用語は MacIntyre [59] に由来する。

(15) Hume を，今日的な意味における「存在と当為」の二元論の先駆者とみることについては，MacIntyre [59] の興味深い異論がある。

参考文献

Hoerster, N. [69] : Zum Problem der Ableitung eines Sollens aus einem Sein in der analytischen Moralphilosophie, *Archiev für Rechts- und Sozialphilosophie* 55 (1969), pp. 11-39.

Johanson, A. A. [73] : A Proof of Hume's Separation Thesis Based on a Formal System for Descriptive and Normative Statements, *Theory and Decision* 3 (1973), pp. 339-350.

Kaliba, P. [81] : "Is", "Ought", "Can", Logic, in E. Morscher／R.Stranzinger (hrsg.) *Ethik: Grundlagen, Probleme und Anwendungen*, Wien 1981, pp. 176-180.

Kripke, S. A. [63] : Semantical Considerations on Modal Logic, *Acta Philosophica Fennica* 16 (1963), pp. 83-94.

Kutschera, F. v. [73] : *Einführung in die Logik der Normen, Werte* *und Entscheidungen*, Freiburg／München 1973.

Kutschera, F. v. [77] : Das Humesche Gesetz, *Grazer Philosophische Studien* 4 (1977), pp. 1-14.

Kutschera, F. v. ／Breitkopf, A. [79] : *Einführung in die moderne Logik*, 4., erweiterte Auflage, Freiburg／München 1979.

MacIntyre, A. C. [59] : Hume on 'Is' and'Ought' *The Philosophical Review* 68 (1959), pp. 451-468.

Mavrodes, G. I. [64] : 'Is' and 'Ought', Analysis 25 (1964), pp. 42-44.

守屋正通 [74／75] : 「方法二元論をめぐる最近の規範論理学的議論（Ⅰ）～（Ⅲ完)」,『中京法学』, 第9巻第1・2合併号, 1974年, 1-39頁；第9巻第3・4合併号, 1974年, 43-63頁；第10巻第1・2合併号, 1975年, 117-143頁。

Morscher, E. [74] : Das Sein-Sollen-Problem logisch betrachtet, *Conceptus* 8 (1974), pp. 5-29.

高橋文彦 [83] : 「『存在と当為』再考—論理的な観点から—」,『一橋研究』, 第8巻第1号, 1983年, 16-31頁。

Weinberger, O. [72] : Einige Erklärungen zu Morschers Kritik meiner Rechtslogik, *Österreichische Zeitschrift für öffentliches Recht* 23 (1972), pp. 325-327.

（筆者住所：〒336 浦和市原山 4-3-7）