

述語論理学と会計の公理化

——カールソン＝ラムの所論を参考として——

上野清貴

目次

- I はじめに
- II 公理的方法による記号論理学
- III 基礎システムの公理化
- IV 拡張システムの公理化
- V むすび

I はじめに

学問分野の進歩は、その分野のできるだけ正確な理論の言明によって促進される。正確性の理念は、演繹システムもしくは公理システムとして一般に認識される。公理システムは、ある分野の命題のあるものが他のものの論理的帰結であることを示すために、その分野の様々な概念および命題を構成する。ある理論の性質および命題を明確化することによって、公理的方法は、その理論の多くの質に関するその後の進展を助長する。学問分野が発展するにつれて、それらの学問分野には公理化が有益であり、必然でさえある。

会計理論においても例外ではない。会計理論はこれまで、様々な学者によって展開され、発展してきた。それらの内容を論理的に明確にし、矛盾点を排除し、さらなる発展を期するために、会計理論の公理化が必要とな

る。そしてそのためには、記号論理学の助けを借りなければならない。記号論理学は、理論の内容を厳密に表すために最適であるからである。

記号論理学には、大別して、文論理学 (sentential logic) と述語論理学 (predicate logic) がある。文論理学とは、複雑な文の構成法を論理的結合子に限定したときに、どのような推論が妥当となるかを研究する論理学の分野である。述語論理学は、次の考え方に基づいて、述語論理学の言語とよばれる人工言語を構成し、その言語においてどのような推論が妥当となるかを研究する論理学の分野である。① 単純な文は名辞と単純な述語から構成される。② 命題結合子によって述語や文からより複雑な述語や文を構成できる。③ 述語に対して「限量化」とよばれる操作を施すことによって別の述語もしくは文を構成することができる。

本稿はこのうち、述語論理学を主として取り扱う。述語論理学は現代の論理学の中核的部分であり、文論理学では説明できない推論の妥当性を説明できるからである。さらに、述語論理学は、諸命題が会計学者の研究および日常会話で表現される様式にはほぼ近い論理学の構文で、それらの命題を形成するからである。それゆえ、本稿の目的は、現在理解され実践されている会計理論の最も基本的な部分を、述語論理学を用いた公理的形式で示すことである。とりわけ本稿は、会計の名辞上の構造、ならびに会計システムの基本的性質を決定する基本的な命題の多くを公理化することを目的とする。

この目的を達成するために、本稿ではまず、公理的方法による記号論理学を、文論理学および述語論理学に分けて説明する。次に、カールソン＝ラム (Carlson and Lamb) の所論を参考にして、最も基本的なレベルから始めるために、評価概念を考慮しない会計の「基礎システム」を述語論理学によって公理化する。さらに、この基礎システムに評価概念を考慮した「拡張システム」を公理化する。そして最後に、会計理論に公理的方法を

適用することの有用性を述べるとともに、今後の会計理論が発展するための公理的研究の方向性を示唆したい。

II 公理的方法による記号論理学

記号論理学は構文論、意味論および語用論の分野に分かれることになる。そこで、本節はまず、これらの領域がそれぞれどのような内容と規則を有しているのかを明らかにし、続いて、公理的方法による文論理学および述語論理学を説明することとする。

1 構文論・意味論・語用論

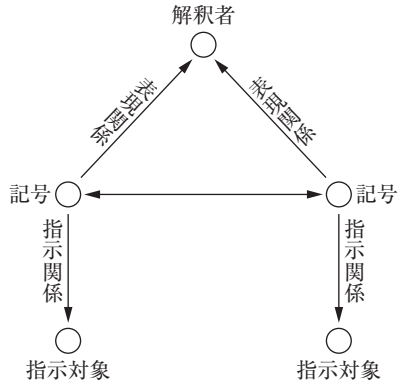
記号論理学では、3つの主要な因子が問題となる。それは、記号（言語）¹⁾、（記号の）指示対象および（記号の）解釈者であり、これらの関係を図示すると、図表1のようになる（永井 [1976] 144頁）。

これらのうち、特に形式的関係を抽象して扱う部門を構文論（syntactics : syntax）とよび、特に指示関係を抽象して扱う部門を意味論（semantics）とよび、特に表現関係を抽象して扱う部門を語用論（pragmatics）とよぶ。

すなわち、解釈者への関係や指示対象への関係を捨象し、ただ記号と記号との間の関係だけを抽象して考察する記号論の分野は構文論とよばれる。このように他の関係をまったく捨象し、記号や表現間の関係だけを抽

1) 記号とは、大雑把に言えば、ある生物にある条件のもとで反応行動を起こさせる刺激のことであり、これにはシンボルとシグナルが含まれる。シンボルとは、解釈者が提出し、それと同義な他の記号の代用として働く記号をいい、シグナルとは、そうでないすべての記号をいう。例えば、パブロフの条件反射の実験において、解釈者犬にとっての記号ブザーの音はシグナルであるが、解釈者人間にとっての記号「食物」はそれと同義なシンボルである。このように、シンボルとは言語のことであり、人間だけに認められるものであるので、記号の特別なものが言語であるということになる。記号論理学では、この言語記号のみが記号として取り扱われる。

図表1 記号・指示対象・解釈者の関係

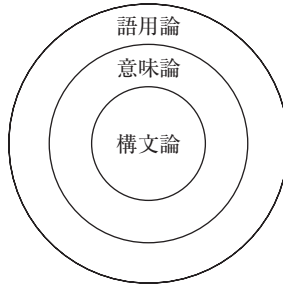


象するとき、その関係は形式的関係といわれ、形式的関係に基づく表現の構造は形式的構造といわれる。構文論は表現の形式的構造の理論である。

また、解釈者への関係は捨象するが記号間の関係も指示対象への関係も捨象せず、指示対象への関係を中心とした抽象的考察は意味論とよばれる。記号と指示対象との関係を指示関係（指示するという関係）という。指示関係は意味関係であり、記号・表現の指示対象に対する指示関係が認識されるとき、記号・表現の指示的意味が理解されるといわれる。指示関係が捨象されないとき、記号間の関係はもはや形式的関係ではない。

さらに、記号過程について一切の捨象をせず、しかし記号と解釈者との関係を中心とした理論を語用論という。記号と解釈者との関係を表現関係（表現するという関係）というが、表現関係もまた意味関係である。記号・表現と解釈者との表現関係が認識されるとき、記号・表現の表現的意味が理解されるといわれる。一切の捨象が行われない語用論的視点においては、記号間の関係は単なる形式的関係ではなく、記号と対象との関係は単なる指示関係ではなくなっている。

図表2 構文論・意味論・語用論の関係



以上のように、構文論は他の因子への関係を捨象して、もっぱら記号間の形式的関係のみを抽象した領域であり、意味論は指示関係の考察を主とし、表現関係を捨象する領域であり、語用論は表現関係の考察を主とする領域である。すると、構文論、意味論、語用論の間の関係は包含関係となり、図表2のように図示できるようになる。

これは次のことを意味している。すなわち、論理学としての構文論と意味論はそれぞれ相対的に独立した分野として成立しているが、認識の全体の視点に立つ認識論の見地から考察するとき、構文論は意味論によって補完されることを前提条件として、はじめて有意義な理論となる。意味論と語用論の間にもまったく同様の関係が成り立つ。語用論によって補完されるべく構成される適切な理論でないならば、その意味論は科学的認識として不毛な理論であるといわなければならない。

これはさらに次のことをも意味している。すなわち、指示関係を考慮に入れた記号と記号との関係は、もはや形式的関係（構文論の関係）ではなく意味論的關係であるから、当然意味論に属することになる。また、表現関係を考慮に入れた記号と指示対象との間の指示関係は、もはや意味論的關係ではなく語用論的關係とみなすべきであるから、当然語用論に属すると解さなければならない。

2 文論理学における構文論・意味論・語用論の規則

これらのことを念頭におきながら、以下では、文論理学における構文論、意味論および語用論をそれぞれ相対的に独立した分野として取り扱い、各分野における諸規則を概説する。

(1) 構文論

まず、構文論は形成規則と変形規則からなる。形成規則は文を形成する規則であり、変形規則は形成規則によって形成された文を変形する規則である。形成規則ではさらに記号と式が規定され、変形規則はさらに基本記号、定義、公理および推論規則からなる。

形成規則の内容は次のようである。

I 記号

① 文記号

a. 文定項： $A, B, C, D, A_1, A_2, \dots, B_1, B_2, \dots$ など

b. 文変項： $p, q, r, s, p_1, p_2, \dots, q_1, q_2, \dots$ など

② 結合記号

\sim (否定記号), \vee (選言記号), \wedge (連言記号),

\supset (含意記号), \equiv (等値記号)

③ 括弧： $()$

④ カンマ： $(,)$

II 式

① すべての文記号は式である。

② i が式ならば、 $\sim(i)$ も式(否定式)である。

③ i と j が式ならば、次の形式の表現も式である。

$(i) \vee (j)$ (選言式), $(i) \wedge (j)$ (連言式),

$(i) \supset (j)$ (含意式), $(i) \equiv (j)$ (等値式)

④ ①～③の規則を有限回適用して得られる表現のみが式である。

変形規則は次のような内容を有している。

I 基本記号

- ① 文記号の全部
- ② 結合記号の一部： (\sim) , (\vee)
- ③ 括弧： (\quad)
- ④ カンマ： $(,)$

II 定義²⁾

- ① $(i) \wedge (j) = \text{df } \sim((\sim i) \vee (\sim j))$
- ② $(i) \supset (j) = \text{df } (\sim i) \vee (j)$
- ③ $(i) \equiv (j) = \text{df } ((i) \supset (j)) \wedge ((j) \supset (i))$

III 公理³⁾

- ① $(p \vee p) \supset p$
- ② $q \supset (p \vee q)$
- ③ $(p \vee q) \supset (q \vee p)$
- ④ $(q \supset r) \supset ((p \vee q) \supset (p \vee r))$

IV 推論規則^{4),5)}

- ① 代入則： i が公理または定理であるとする。そして、 j が i 式中に

2) 構文論的方法においては、定義というのは、ただ定義項の代わりに被定義項を用いてもよいという規約に基づく規則にすぎない。被定義項と定義項とが同義であるというような主張でないのはもちろんのこと、被定義項を定義項と同義の関係にあるように用いるという意味上の規約でさえありえない。同義関係は意味論に属し、構文論には属さないからである。

3) i が公理であるならば、 i は式の空集合 Λ から直接導出可能なものとして、変形過程の任意の場所に導入することが許される。これが「公理の導入規則」であり、次のように表される。すなわち、 i が公理であるならば、 $\Lambda \vdash_d i$ であり、これは「 Λ から i が直接導出可能である」と読む。なお、これは次の述語論理学においても妥当する。

4) 公理は、形成規則によって許された式の中から任意に選ばれた式で、変形

含まれる文変項に他の式を一様に代入することによって得られた式であるとする。その場合、 i から j は直接導出可能である ($i \vdash aj$)。

- ② 正格法：式 $(i) \supset (j)$ と i から式 j は直接導出可能である。すなわち、 $(i) \supset (j)$, $i \vdash aj$

(2) 意味論

次に、意味論であるが、これは形成規則と解釈規則からなる⁶⁾。形成規

過程において、公理の導入規則によって、どの場所にも導入できたり、代入規則が適用できたりする性質などをもっているにすぎない。形成規則に違反する式は文計算の式とはみなされないし、変形規則に違反した推論は正しい推論とはみなされない。「正しい推論」といっても、ただ「変形規則に従う推論」という意味で、意味論における「論理的に正しい推論」とはまったく異なる。論理的に正しい推論では、真なる式から論理必然的に真なる式が推論され、科学的認識にとって重大な役割を果たしうるのであるが、構文論の意味において「正しい推論」はただ「変形規則に従った推論」というだけで、科学的認識にとって何らかの役割を果たすことはできない。そこで、意味論における論理的に正しい推論と区別して、これは「形式的に正しい推論」とよばれる(永井 [1976] 171-172頁)。

- 5) 文論理学の公理システムにおいて、これらの定義、公理および推論規則から構文論における定理が導き出される。永井は、次のような定理を導出している(永井・和田 [1997] 143-144頁)。

$$\begin{array}{lll} \textcircled{1} (p \supset \sim p) \supset \sim p & \textcircled{2} q \supset (p \supset q) & \textcircled{3} (p \supset \sim q) \supset (q \supset \sim p) \\ \textcircled{4} (q \supset r) \supset ((p \supset q) \supset (p \supset r)) & \textcircled{5} p \supset p \vee p & \textcircled{6} p \supset p \\ \textcircled{7} \sim p \vee p & \textcircled{8} p \vee \sim p & \textcircled{9} p \supset \sim \sim p \end{array}$$

- 6) 永井は、意味論における形成規則と解釈規則を説明する際に、意味論の一連の定理を導出している。これは意味論の理解において重要であると思われるので、ここで掲げておく(永井 [1976] 184-227頁)。

定理1：論理的記号からなる文(分母式を除く)は論理確定的(すなわち恒真か恒偽)である。

定理2：文 i は真であるか偽であるかのどちらかである。(排中律)

定理3：文 i は真であると共に偽であることはない。(矛盾律)

定理4：任意の表現 i と j について、 i と j の内包が同一であるならば、 i と j の外延もまた同一である。しかし、その逆は必ずしも成立しない。すなわち、外延が同一であっても内包が同一であるとは限

則は構文論のそれとまったく同じであり、解釈規則だけが異なる。これは、構文論における変形規則に代わって導入されたものであり、形成規則によって形成された記号と式に意味を与え、解釈するための規則である。解釈規則は、記述的記号である文定項に対する指示規則と、論理的記号である他の記号に対する文脈的定義に相当し、文の真理条件を規約する真理規則から構成されている。

I 指示規則

例えば、次のように文定項と指示対象との指示関係について規約される。

- ① 「 A 」は「この机は木製である」という命題を指示する。
- ② 「 B 」は「この椅子は金属製である」という命題を指示する。

II 真理規則

- ① $\sim (i)$ が真であるのは、 i が偽であるとき、そしてそのときに限る。
- ② $(i) \wedge (j)$ が真であるのは、 i と j が共に真であるとき、そしてそのときに限る。
- ③ $(i) \vee (j)$ が真であるのは、 i か j か少なくともその1つが真であるとき、そしてそのときに限る。

らない。

定理5：文の内包＝命題とは文の指示する真理条件であり、文の外延とは文の指示する真理値（真と偽）である。空でない外延が真であり、空な外延が偽である。

定理6：任意の文 i (分母式を除く) について、 i が事実文であるならば、 i は事実に真か偽かどちらかである。

定理7：任意の文 i (分母式を除く) について、 i が恒真ならば i は真である。

定理8：任意の文 i (分母式を除く) について、 i が恒偽ならば i は偽である。

定理9： $\Lambda \rightarrow i$ ならば、 i はトートロジーである。（ここで、「 $\Lambda \rightarrow i$ 」は「前提 Λ は結論 i を論理的に含意する」と読む。）

④ $(i) \supset (j)$ が真であるのは、 i が偽か j が真か少なくともその 1 つであるとき、そしてそのときに限る。

⑤ $(i) \equiv (j)$ が真であるのは、 i と j の真理値が等しいとき、そしてそのときに限る。

いま、真を 1 で示し、偽を 0 で示すと、この真理規則は図表 3 のような真理表によって表すことができる。

図表 3 真理表による真理規則

i	$\sim(i)$	$i \ j$	$(i) \wedge (j)$	$(i) \vee (j)$	$(i) \supset (j)$	$(i) \equiv (j)$
1	0	1 1	1	1	1	1
0	1	1 0	0	1	0	0
		0 1	0	1	1	0
		0 0	0	0	1	1

(3) 語 用 論

最後に、語用論における諸規則を説明する。上記の意味論では「真理」という概念が問題となったが、語用論では「検証」ないし「確証」という概念が問題となる。真理そのものは絶対的であり、人間によって認識されるかどうかには関わりがないが、真理の認識としての検証は相対的であり、特定の間人 x と時間 t とに依存するのである。

真理そのものには絶対的と相対的の区別はなく、単に絶対的であるが、真理の認識としての検証は絶対的と相対的の区別が可能である。相対的な検証の程度が次第に高まり、その方向に想定される極限概念が絶対的な検証である。したがって、絶対的検証は現実には示されるものではなく、やはり理念的な存在性格のものである。しかし、知識が絶対的に検証されている（絶対に確実である）ということと、真であることを混同してはならない。真理は主観から独立であるという性質をもつ意味論の概念であるのに対

し、相対的にしろ絶対的にしろ検証は経験に依存するという性質をもつ語用論の概念であるからである（永井 [1976] 98-99頁）。

語用論においても、形成規則と解釈規則からなると考えられ、形成規則は構文論のそれとまったく同じであるが、解釈規則は意味論のそれとは異なる。意味論では、解釈規則は指示規則と真理規則から構成されていたが、語用論における解釈規則は、意味論における指示規則および真理規則に対応して、記号と解釈者との間の表現関係を規約する表現規則と、文の検証条件を規約する検証規則からなる。検証条件とは文が検証または反証されたということのできる条件であり、真理表に類似した検証表によって、検証条件を明示することができる。それらの内容は次のとおりである。

I 表現規則

表現規則の例をあげると、次のようになる。

- ① 「A」は「この机は木製である」という判断を表現する。
- ② 「B」は「この椅子は金属製である」という判断を表現する。

II 検証規則

ここでは、次のような真理表の検証表への読み替えが必要となる。すなわち、1は「真」ではなく「検証」の代わりに用いられ、0は「偽」ではなく「反証」の代わりに用いられる。例えば、否定文 $\sim(i)$ は、 i が検証される場合には反証され、 i が反証される場合には検証されると読み替える。したがって、上記の意味論における真理規則は次のように読み替えられることになる。

- ① $\sim(i)$ が検証されるのは、 i が反証されるとき、そしてそのときに限る。
- ② $(i) \wedge (j)$ が検証されるのは、 i と j が共に検証されるとき、そしてそのときに限る。

- ③ $(i) \vee (j)$ が検証されるのは、 i か j か少なくともその1つが検証されるとき、そしてそのときに限る。
- ④ $(i) \supset (j)$ が検証されるのは、 i が反証されるか j が検証されるか少なくともその1つであるとき、そしてそのときに限る。
- ⑤ $(i) \equiv (j)$ が検証されるのは、 i と j の検証値 (反証値) が等しいとき、そしてそのときに限る。

3 述語論理学における構文論・意味論の規則

以上が文論理学における諸規則であるが、この文論理学はいくつかの欠点を有している。文論理学は式の内部構造を分解せず単一な式とみなすが、それでは、論理的に妥当な推論を求める論理学としては不十分である。例えば、「すべてのものが重さをもっているとするれば、この物は重さをもっている」という言明は、常識的な直感知としては自明であり、分析的言明であると思われる。しかし、文論理学の範囲内では、「 $A \supset B$ 」と記号化するしかなく、総合的言明と決定せざるを得ない。

推論の場合も同様で、例えば、「すべての人間は死ぬ。ソクラテスは人間である。ゆえに、ソクラテスは死ぬ」という推論も論理的に妥当であるが、文論理学の範囲内ではそのことを示すことはできない。述語論理学では、それが論理的に妥当な推論であることを示すことができるのである。

そこで以下では、述語論理学の諸規則を構文論および意味論に限定して概説することとする。

(1) 構文論

述語論理学における構文論は、形成規則と変形規則からなる。形成規則では記号と式が規定され、記号はさらに文記号、個体記号、述語表現、限量記号、結合記号、括弧およびカンマからなる。変形規則は基本記号、定義、公理および推論規則からなる。

形成規則の内容は次のようである。

I 記号

① 文記号

a. 文定項： $A, B, C, D, A_1, A_2, \dots, B_1, B_2, \dots$ など

b. 文変項： $p, q, r, s, p_1, p_2, \dots, q_1, q_2, \dots$ など

② 個体記号

a. 個体定項： $a, b, c, d, a_1, a_2, \dots, b_1, b_2, \dots$ など

b. 個体変項： $x, y, z, u, v, w, x_1, x_2, \dots, y_1, y_2, \dots$ など

③ 述語表現

a. 単項述語： $P, Q, P_1, P_2, \dots, Q_1, Q_2, \dots$ など

b. 多項述語： R, R_1, R_2, \dots など

c. 述語変項： $F, G, H, K, F_1, F_2, \dots, G_1, G_2, \dots$ など

d. 複合述語表現⁷⁾： $\Phi, \Phi_1, \Phi_2, \dots$ など

④ 限量記号

a. 全称記号 ($\forall X$)： $(\forall x), (\forall y), \dots$ など

b. 存在記号 ($\exists X$)： $(\exists x), (\exists y), \dots$ など

⑤ 結合記号

～ (否定記号), \vee (選言記号), \wedge (連言記号),

\supset (含意記号), \equiv (等値記号)

⑥ 括弧： (\quad) , $[\quad]$

⑦ カンマ： $(,)$

7) 例えば、「 $Pa \wedge Qa$ 」のような分子文や「 $Px \wedge Qx$ 」のような分子分母式のような分子式（分子文と分子分母式）について、これらの式を基項の「 a 」あるいは「 x 」についての叙述であるとみなすならば、「 a 」あるいは「 x 」についての叙述の部分は、複合的な性質を指示する複合述語表現といわれる（永井・和田 [1997] 107頁）。

II 式

- ① すべての文記号は式である。
- ② $\text{pr}(in_1, in_2, \dots, in_n)$ の形式の表現は式（原始式）である。
- ③ i が式ならば, $\sim(i)$ も式（分子式）である。
- ④ i と j が式ならば, 次の形式の表現も式（分子式）である。
 $(i) \vee (j)$ （選言式）, $(i) \wedge (j)$ （連言式）,
 $(i) \supset (j)$ （含意式）, $(i) \equiv (j)$ （等値式）
- ⑤ i が自由個体変更を含む分母式ならば, 次の形式の表現も式（限量式）である。

全称式： $(\forall X)(i)$

存在式： $(\exists X)(i)$

- ⑥ ①～⑤の規則を有限回適用して得られる表現のみが式である。

変形規則は次のような内容を有している。

I 基本記号

- ① 文記号の全部
- ② 個体記号の一部
- ③ 述語表現の一部
- ④ 限量記号のうち全称記号 $(\forall X)$
- ⑤ 結合記号の一部： (\sim) , (\vee)
- ⑥ 括弧： $()$
- ⑦ カンマ： $(,)$

II 定義

- ① $(i) \wedge (j) = \text{df} \sim((\sim i) \vee (\sim j))$
- ② $(i) \supset (j) = \text{df}(\sim i) \vee (j)$
- ③ $(i) \equiv (j) = \text{df}((i) \supset (j)) \wedge ((j) \supset (i))$
- ④ $(\exists X)(i) = \text{df} \sim(\forall x)(\sim i)$

III 公理⁸⁾

- ① $(p \vee p) \supset p$
- ② $q \supset (p \vee q)$
- ③ $(p \vee q) \supset (q \vee p)$
- ④ $(q \supset r) \supset ((p \vee q) \supset (p \vee r))$
- ⑤ $(\forall x)Fx \supset Fy$
- ⑥ $Fy \supset (\exists x)Fx$

i が公理ならば、 i の式の空列 Λ から直接導出可能である。すなわち、 i が公理ならば、 $\Lambda \vdash_a i$ である。

IV 推論規則

- ① 代入則： i が公理または定理であるとする。そして、 j が i 式の中に含まれる自由変項（文変項、個体変項、述語変項）に一定の制約条件のもとで一様に代入することによって得られた式であるとする。その場合、 i から j は直接導出可能である ($i \vdash_a j$)。
- ② 正格法：式 $(i) \supset (j)$ と i から式 j は直接導出可能である。すなわち、 $(i) \supset (j)$, $i \vdash_a j$
- ③ 改名規則⁹⁾
 - a. i は限量式であるとする。 i 式中の束縛変項をその式の中に自由

8) $(\forall x)Fx$ は「すべての x について、 x は F である」と読み、 $(\exists x)Fx$ は「 x が F であるような x が存在する」と読む。

9) a タイプの改名：例えば、「 $(\forall x)Fx$ 」式中の束縛変項「 x 」を、その式の中に自由変項として含まれていない他の任意の束縛変項、例えば「 y 」に一様に改名することにより、「 $(\forall x)Fx$ 」から得られる式「 $(\forall y)Fy$ 」は「 $(\forall x)Fx$ 」から直接導出可能である。

b タイプの改名：例えば、「 $(\forall x)Fx \supset (\exists x)Gx \wedge Fy$ 」の部分式「 $(\forall x)Fx$ 」の束縛変項「 x 」を「 y 」に改名することによって得られる式「 $(\forall y)Fy \supset (\exists x)Gx \wedge Fy$ 」は「 $(\forall x)Fx \supset (\exists x)Gx \wedge Fy$ 」から直接導出可能である（永井・和田 [1997] 164-165頁）。

変項として含まれていない他の任意の束縛変項に一樣に改名することにより、 i から得られる式を j とすれば、 i から j は直接導出可能である ($i \vdash_d j$)。

- b. i は限量式であるとする。 j が i 式中に自由変項として含まれない他の束縛変項によって一樣に改名することにより、 i から得られた式であるとするれば、 $\dots i \dots \vdash_d j \dots$ である。

④ 限量記号に関する規則

- a. i は自由個体変項 X を含む分母式であるとする。 $\vdash i$ ならば $i \vdash_d (\forall X) i$ である。
- b. $\vdash i \supset \text{pr}(X)$ であり、 i が自由変項 X を含まないならば、 $i \supset \text{pr}(X) \vdash_d (\forall X) \text{pr}(X)$ である。
- c. $\vdash \text{pr}(X) \supset i$ であり、 i が自由変項 X を含まないならば、 $\text{pr}(X) \supset i \vdash_d (\exists X) \text{pr}(X) \supset i$ である。

(2) 意味論

次に、意味論であるが、これは形成規則と解釈規則からなる。形成規則は構文論のそれとまったく同じであり、解釈規則だけが異なる。解釈規則は、記述的記号である文定項、個体定項、単項述語および多項述語に対する指示規則と、論理的記号である他の記号（文変項、個体変項、述語変項、結合記号、限量記号、括弧およびカンマ）に対する文脈的定義に相当し、文の真理条件を規約する真理規則から構成されている。

I 指示規則

例えば、次のように個体定項と述語に対する指示対象との指示関係について規約される。

- ① 「 a 」は「このテーブル」という個体を指示するものとする。
- ② 「 b 」は「あのテーブル」という個体を指示するものとする。
- ③ 「 P 」は〈重い〉という性質を指示するものとする。

- ④ 「 Q 」は〈軽い〉という性質を指示するものとする。
- ⑤ 「 R 」は〈より重い〉という性質（関係）を指示するものとする。

II 真理規則

- ① 式が原始文 $\text{pr}(in_1, in_2, \dots, in_n)$ である場合
 $\text{pr}(in_1, in_2, \dots, in_n)$ は真である = df 基項 in_1, in_2, \dots, in_n の指示する個体の順序の付いた列が述語 pr の指示する性質をもつ。
- ② 式が分子文 $\sim (i), (i) \vee (j), (i) \wedge (j), (i) \supset (j), (i) \equiv (j)$ である場合
 文論理学の場合と同じである。
- ③ 式が限量文である場合
 - i 全称文 $(\forall X)(i)$ の場合
 $(\forall X)(i)$ は真である = df 分母式 i のすべての代替値は真である。
 - ii 存在文 $(\exists X)(i)$ の場合
 $(\exists X)(i)$ は真である = df 分母式 i の代替値の少なくとも 1 つは真である。

III 基礎システムの公理化

以上が文論理学および述語論理学における構文論、意味論等の諸規則である。上述したように、本稿では、カールソン＝ラムの所論を参考にし、これらのうち述語論理学に基づいて、会計システムを公理化する。その場合、最も基本的なレベルから始めるために、評価概念を考慮しない会計の「基礎システム」(basic system) を述語論理学によって公理化する。

カールソン＝ラムによれば、公理システムは一般に一貫性 (consistency)、完全性 (completeness) および独立性 (independence) を備えていなければならない (Carlson and Lamb [1981] pp. 557-558)。

公理システムは、ある式とその否定の両者を導出することが可能な場

合、一貫していないといわれ、そうでなければ一貫しているといわれる。一貫性は絶対的な必要条件である。また、公理システムは、すべての式が公理に基づいて証明できるか、反証できる場合、完全である。すなわち、各式にとって、それが定理か、もしくはその否定が定理である場合、その公理システムは完全である。さらに、いかなる公理も他の公理から定理として導出できないならば、一連の公理は独立している。

会計の公理システムもこれらの要件を備えていなければならない。これらを要件とした会計の公理システムは、定義、公理、推論規則および定義からなる。そして、これらの出発点として、基本名辞 (primitive terms) がある。以下、これらをカールソン＝ラムにしたがって、説明することとする。

1 基本名辞

公理システムを構築する第1ステップは、その分野の残りの語彙を構成するための基本構成要素として役立つ基本名辞を選択することである。カールソン＝ラムによれば、基本名辞の最初のセットは、図表4のように6つの項目からなる (Carlson and Lamb [1981] p. 559)。

図表4 公理システムの基本名辞

記号	記号の解釈
$SPLx$	x は用役潜在的インフローである。
Exy	x は y のために消滅した。
Dxy	x は y に対する請求権である。
Cx	x は債権者の持分である。
Ix	x は所有者の直接的投資から生じる。
Wx	x は所有者の引出しから生じる。(「引出し」は企業によるその投資者へのあらゆる分配を意味する広い意味で用いられる。)

2 定義 (definitions)

公理システムにおける定義は、以下のように表される (Carlson and Lamb [1981] pp. 559-561)。

まず、「 x は消滅した」という概念は、基本名辞から次のように定義することができる。

D1. $Ex = \text{df.} (\exists y) (Exy)$

文字どおりの翻訳 (LT) : 「 x は消滅した」は定義によって「 x は y のために消滅したような y が存在する」に等しい。

会計システムの基礎は用役潜在的インフロー「 SPI 」である。この記号の解釈は、「正の効用および価格をもつ財またはサービスであり、企業によって取得された権利」である。

用役潜在的インフローが将来期間の利益のためにそれらの能力を失う場合、それらは消滅し、用役潜在的アウトフローとなる。

D2. $SPOx = \text{df.} SPIx \wedge Ex$

LT : 「 x は用役潜在的アウトフローである」は、定義によって「 x は用役潜在的インフローであり、そして x は消滅した」に等しい。

任意の翻訳 (FT) : 用役潜在的アウトフローは、消滅した用役潜在的インフローである。

期末までに消滅しなかった用役潜在的インフローは、「資産」とよばれる。

D3. $ASx = \text{df.} SPIx \wedge \sim Ex$

LT : 「 x は資産である」は、定義によって「 x は用役潜在的インフローであり、そして x は消滅しなかった」に等しい。

FT : 資産は、消滅していない用役潜在的インフローである。

ここで、要約のために語彙の最初の3つの名辞を示すと、図表5のようになる (Carlson and Lamb [1981] p. 559)。

図表5 資産のインフロー、アウトフローおよび期末資産

インフロー	-アウトフロー	=期末ストック
$SPIx$ 用役潜在的インフロー	$SPOx = df. SPIx \wedge Ex$ 用役潜在的アウトフロー	$ASx = df. SPIx \wedge \sim Ex$ 期末資産

「SPI」および「SPO」は3文字記号であるけれども、「AS」は2文字記号であることに注意する必要がある。ストックとフローの区別は会計にとって非常に重要であるので、3文字記号でフローを示し、2文字記号でストックを示す慣行が採用される。ストックの次元もフローの次元ももたない名辞は、1文字記号または4文字記号として記される。

会計の2元性局面は、誰かがすべての用役潜在的インフローに関する請求権を行使し、会計の諸勘定を用役潜在性のためだけではなく、それらに対する請求権のためにも行使するという事実から生じる。請求権は「負債」に対して生じ、事実、「貸借対照表の貸方」を意味する、非常に広い意味で用いられる。

「負債」の広い概念は、基礎システムにおいて次のように定義される。

D4. $LBAx = df. (\exists y)(SPIy \wedge Dxy)$

LT: 「 x は取得された(広義の)負債である」は、定義によって「 y は用役潜在的インフローであり、そして x は y に対する請求権であるような y が存在する」に等しい。

FT: 取得された負債は、用役潜在的インフローに対する請求権である。

同様に、負債の消滅(返済)は次のように記号化される。

D5. $LBOx = df. LBAx \wedge Ex$

FT: 負債アウトフローは、消滅した負債インフローである。

負債の期末ストックは、次のように定義される。

D6. $LBx = \text{df. } LBAx \wedge \sim Ex$

LT: 「 x は負債である」は、定義によって「 x は取得された負債であり、そして x は消滅していない」に等しい。

FT: (広義の) 負債は資産に対する請求権である。

負債の定義は、図表6のように要約される (Carlson and Lamb [1981] p. 560)。

図表6 負債のインフロー、アウトフローおよび期末負債

インフロー	-アウトフロー	=期末ストック
$LBAx = \text{df. } (Ey)(SPly \wedge Dxy)$ 取得された負債	$LBOx = \text{df. } LBAx \wedge Ex$ 消滅した負債	$LBx = \text{df. } LBAx \wedge \sim Ex$ 期末負債

「すべての貸借対照表の貸方」として負債の広い概念をもつことは有用であるけれども、その概念の債権者と所有者の部分集合を示す名辞をもつことも必要である。これらの部分集合は「狭義の負債」および「所有者持分」とよばれる。

D7. $LNAx = \text{df. } LBAx \wedge Cx$

LT: 「 x は取得された(狭義の)負債である」は、定義によって「 x は取得された(広義の)負債であり、そして x は債権者の持分である」に等しい。

FT: 取得された負債は、用役潜在的インフローに対して債権者によって権利を主張される請求権である。

そして、 LBA の他の部分集合は、次のようである。

D8. $OEAx = \text{df. } LBAx \wedge \sim Cx$

FT: 取得された所有者持分は、債権者の持分ではない取得された(広義の)負債である。

「取得された所有者持分」はさらに2つの部分集合を有する。つまり、

所有者の直接的投資から生じる所有者持分と収益稼得の過程から生じる所有者持分である。

収益稼得の過程から生じる所有者持分は、次のように定義される。

D9. $REVx = \text{df. } OEAx \wedge \sim Lx$

LT: 「 x は収益である」は、定義によって「 x は取得された所有者持分であり、そして x は所有者の直接的投資から生じない」に等しい。

そして、所有者の直接的投資から生じる所有者持分は、次のようである。

D10. $OELx = \text{df. } OEAx \wedge Lx$

LT: 「 x は所有者持分である」は、定義によって「 x は取得された所有者持分であり、そして x は所有者の直接的投資から生じる」に等しい。

いま、前に *LBO* に対して語彙を展開した負債アウトフロー（負債の消滅）に戻ると、取得された負債に関して、負債アウトフローは、それが債権者の持分なのか、それとも消滅した所有者の持分なのかによって、2つの部分集合を有している。

それゆえ、（狭義の）負債アウトフローは、次のように定義される。

D11. $LNOx = \text{df. } LNAx \wedge Ex$

FT: （狭義の）負債アウトフローは、債権者が取得した持分の消滅である。

そして、所有者持分アウトフローは、次のようになる。

D12. $OEOx = \text{df. } OEAx \wedge Ex$

FT: 所有者持分アウトフローは、所有者が用役潜在的アウトフローに関して有した請求権の消滅である。

「所有者持分アウトフロー」はさらに2つの部分集合を有している。つまり、所有者持分は所有者の引出しのために消滅しうるか、費用のために

消滅しうる。

それゆえ、所有者の持分引出しは、次のように定義される。

D13. $OEWx = \text{df. } OEOx \wedge Wx$

FT：所有者の持分引出しは、所有者の引出しから生じた所有者持分アウトフローである。

そして、（営業費用と営業外費用の両者を含んだその広義の）費用概念は次のようである。

D14. $EXPx = \text{df. } OEOx \wedge \sim Wx$

FT：費用は、所有者による引出しから生じない所有者持分アウトフローである。

最後に、すべての貸借対照表の貸方の期末ストック「 LB 」は、それが狭義の負債を表すか、それとも所有者持分を表すかに関して、区分される。

狭義の負債は、次のように定義される。

D15. $LNx = \text{df. } LBx \wedge Cx$

LT：「 x は狭義の負債である」は、定義によって「 x は広義の負債であり、そして x は債権者の持分である」に等しい。

そして、所有者持分は、次のようである。

D16. $OEx = \text{df. } LBx \wedge \sim Cx$

FT：所有者持分は、債権者の持分ではない資産に対する請求権からなる。

「借方」および「貸方」の観念は、次のように定義することができる。

D17. $DRx = \text{df. } SPLx \vee LBOx$

LT：「借方である」は、定義によって「 x は用役潜在的インフローであり、または x は負債アウトフローである」に等しい。

FT：借方は資産の増加（用役潜在的インフロー）または持分の減少（負

債アウトフロー)である。

$$D18. CRx = \text{df. } SPOx \vee LBAx$$

FT：貸方は、資源の減少または持分の増加である。

この時点で、会計における重要な名辞のほとんどが明らかとなった。そ

図表7 6つの基本名辞からなる会計の語彙

基本名辞		
$SPIx$	x は用役潜在的インフローである。	
Exy	x は y のために消滅した。	
Dxy	x は y に対する請求権である。	
Cx	x は債権者の持分である。	
Ix	x は所有者の直接的投資から生じる。	
Wx	x は所有者の引出しから生じる。	
インフロー	-アウトフロー	=期末ストック
$SPIx$ 用役潜在的インフロー	$SPOx = \text{df. } SPIx \wedge Ex$ 用役潜在的アウトフロー	$ASx = \text{df. } SPIx \wedge \sim Ex$ 資産
$LBAx = \text{df. } (\exists y)(SPIy \wedge Dxy)$ 取得された(広義の)負債	$LBOx = \text{df. } LBAx \wedge Ex$ (広義の)負債アウトフロー	$LBx = \text{df. } LBAx \wedge \sim Ex$ (広義の)負債
「LBA」の部分集合 1) $LNAx = \text{df. } LBAx \wedge Cx$ 取得された(狭義の)負債	「LBO」の部分集合 1) $LNOx = \text{df. } LNAx \wedge Ex$ (狭義の)負債アウトフロー	「LB」の部分集合 1) $LNx = \text{df. } LBx \wedge Cx$ (狭義の)負債
2) $OEAx = \text{df. } LBAx \wedge \sim Cx$ 取得された所有者持分	2) $OEOx = \text{df. } OEAx \wedge Ex$ 所有者持分アウトフロー	2) $OEx = \text{df. } LBx \wedge \sim Cx$ 所有者持分
「OEA」の部分集合 a) $REVx = \text{df. } OEAx \wedge \sim Ix$ 収益	「OEO」の部分集合 a) $OEWx = \text{df. } OEOx \wedge Wx$ 所有者引出し	
b) $OELx = \text{df. } OEAx \wedge Ix$ 所有者投資	b) $EXPx = \text{df. } OEOx \wedge \sim Wx$ 費用	
$Ex = \text{df. } (\exists y)(Exy)$ 消滅	$DRx = \text{df. } SPIx \vee LBOx$ 借方	$CRx = \text{df. } SPOx \vee LBAx$ 貸方

れは、資産、負債、および所有者持分（各々のインフロー、アウトフロー、および期末ストックに関して）、さらに収益および費用、借方および貸方である。それらの定義は、図表7で要約される（Carlson and Lamb [1981] p. 562）。この全体的な名辞の体系は、6つの基本名辞のみで叙述されていることに、注意する必要がある。

3 公理 (axioms)

次に、会計の公理システムにおける公理を説明する。これは、基礎システムにおいて証明なしに用いられる命題であり、これらの命題は自明である必要はないけれども、定理も真でなければならないならば、それらは真でなければならないものである。カールソン = ラムは基礎システムにおいて、以下の9つの公理を採用している（Carlson and Lamb [1981] pp. 562-563）。

A1. $(x)(SPlx \vee LBAx)$

LT: すべての x について、 x は用役潜在的インフローか、または x は取得された（広義の）負債である。

この公理は単に、基礎システムの主題を用役潜在的インフローおよび用役潜在的インフローに対する請求権に限定することを表している。

A2. $\sim (\exists x)(SPlx \wedge LBAx)$

LT: x が用役潜在的フローであり、そして x が取得された負債であるような x は存在しない。

FT: 用役潜在的インフローと用役潜在的インフローに対する請求権とは、常に相互に区別することができる。

A3. $(x)(SPOx \supset (\exists y)(LBOy \wedge Eyx))$

LT: すべての x について、 x が用役潜在的アウトフローであるならば、 y は負債アウトフローであり、そして y は x のために消滅したような y が存在する。

FT：用役潜在性の消滅は、持分の消滅をもたらす。

A4. $(x)(LBOx \supset (\exists y)(SPOy \wedge Exy))$

LT：すべての x について、 x が負債アウトフローであるならば、 y は用役潜在的アウトフローであり、そして x は y のために消滅したような y が存在する。

FT：すべての持分の消滅は、用役潜在性の消滅によってもたらされる。

A5. $(x)(y)((SPOx \wedge LBOy) \supset (Exy \equiv Eyx))$

LT：すべての x および y について、 x が用役潜在的アウトフローであり、そして y が負債アウトフローであるならば、 y が x のために消滅したとき、そしてそのときに限り、 x は y のために消滅した。

FT：用役潜在的インフローが負債の返済のために消滅したならば、用役潜在的インフローおよび負債は相互に消滅した。

A6. $(x)(y)(z)((Exy \wedge Eyz) \supset Exz)$

LT：すべての x 、 y および z について、 x が y のために消滅し、そして y が z のために消滅したならば、 x は z のために消滅した。

FT：「～のために消滅した」は、推移的である。

A7. $(x)(Ix \supset \sim Wx)$

LT：すべて x について、 x が所有者の直接的投資から生じるならば、 x は引出しから生じない。

A8. $(x)(y)((Exy \wedge REVy) \supset \sim Wx)$

FT：引出しは収益のために消滅しない。

A9. $(x)(y)(LBAx \wedge Exy \wedge REVy) \supset \sim Cx)$

LT：すべての x および y について、 x が取得された（広義の）負債であり、 x が y のために消滅し、そして y が収益であるならば、 x は債権者の持分ではない。

FT：収益のために消滅しうるのは、所有者の持分であり、債権者の

持分ではない（すなわち、所有者の持分が費用を負担する）。

4 推論規則 (rules of inference)

推論規則は、公理システムの定義および公理から定理を導き出すための規則である。カールソン＝ラムは以下の9つの推論規則を示し、説明を加えている（Carlson and Lamb [1981] pp. 563-565）。

① 前提の導入 (*P*)：前提導入の規則は、ある式を導出のある時点で仮定することを可能にする。この規則はしばしば、条件的証明の規則との関連で用いられる。

② 条件的証明 (*C*)：ある所与の式を規則 *P* によって真と仮定すると、もし第2の式がその仮定から導出されるならば、条件的証明の規則はその条件的式を推論することを可能にする。「もし…（仮定によって求められるならば）、そのとき…（第2の式によって求められる）。」

③ 連言 (conjunction) の排除 (*CE*)：

$p \wedge q$ p および q の形式の表現から、

$\therefore p$ p を推論することができる。

$\therefore q$ q を推論することができる。

④ 普遍の特定化 (*US*)：普遍的に数量化される命題は、次式において「 (x) 」のような普遍的限量記号で始められる命題である。

$(x)(ASx \supset SPLx)$

LT：すべての x について、 x が資産であるならば、 x は用役潜在的インフローである。

そのような数量化される命題は、任意の例示の置換え（すなわち、普遍的に数量化された変数に対する置換え）が真の言明から生じることを主張する。それゆえ、普遍の特定化の規則は普遍的に数量化された個体変項を任意の個体定項に置き換えさせる。例えば、上の命題における「 x 」は、「固定資

産」, 「A社からの受取勘定」または他の個体定項に置き換えることができる。

⑤ 肯定式 (MP) :

$p \supset q$ p ならば q の形式の表現から

p そして p の表現

$\therefore q$ q を推論することができる。

⑥ 存在的一般化 (EG) : 指名された個体がある条件を満たすならば, 少なくともその条件を満たす1つの個体があることは, 直感的に明らかである。存在の限量記号「 $(\exists x)$ 」は, 「…のような x が存在する」と解釈されるので, 当該属性を有する個体を指名する主張を数量化するために, この限量記号を用いることが可能となる。例えば, 次の命題関数

ASy

LT : y は資産である。

は, 存在的一般化の原則によって, 次の文となる。

$(\exists x)(ASx)$

LT : x が資産であるような x が存在する。

同じ原則によって, 言明「B氏は福岡で会計士である」は, 「福岡で会計士である人が少なくとも1人いる」という命題を含意する。

⑦ 定義している表現を定義された表現への置換え (D) : 記号または表現がある導出のラインで生じる場合には常に, その記号および表現は, 最初のものに対して「定義によって等しい」と以前に明記された他の記号もしくは表現によって置き換えることができる。

⑧ 連言の導入 (CI) :

p 形式 p の表現から

q そして, 表現 q

$\therefore p \wedge q$ p および q の表現を推論することができる。

⑨ 普遍的一般化 (UG)：普遍的一般化の原則は、任意に選択した個体に関する定理を普遍的に数量化することを可能にし、それによって、定理をそのようなすべての個体に適用することを可能にする。

5 定理 (theorems)

定理は、公理システムの定義、公理および推論規則から導き出される命題であり、カールソン＝ラムはこれを論理的に真の定理と対応定理に区別している。それらの内容は以下のとおりである (Carlson and Lamb [1981] pp. 565-566)。

(1) 論理的に真の定理

基礎システムの最初の4つの定理は、論理的に真である。すなわち、それらは実質的な会計公理の援助なしに演繹することができる。というのは、それらは、上で名辞を定義した方法から論理的に成立するからである。これらの定理は以下のとおりである。

T1. $(x)(ASx \equiv (SPLx \wedge \sim SPOx))$

LT：すべての x について、 x が用役潜在的インフローであり、そして x が用役潜在的アウトフローでないとき、そしてそのときに限り、 x は資産である。

T2. $(x)(LBx \equiv (LBAx \wedge \sim LBOx))$

LT：すべての x について、 x が取得された負債であり、そして x が負債アウトフローでないとき、そしてそのときに限り、 x は負債である。

T3. $(x)(REVx \equiv (OEAx \wedge \sim OELx))$

LT：すべての x について、 x が取得された所有者持分であり、そして x が所有者の投資でないとき、そしてそのときに限り、 x は収益である。

T4. $(x)(EXPx \equiv (OEOx \wedge \sim OEWx))$

LT: すべての x について, x が取得された所有者の持分アウトフローであり, そして x が所有者の引出しでないとき, そしてそのときに限り, x は費用である。

(2) 対応定理

カールソン = ラムによれば, 「費用」という名辞は現代会計においてルーズに使用されている。ある文脈では, その名辞は消滅した用役潜在性それ自体に関して使用される。例えば, 「棚卸資産の売上原価は費用である」というように使用される。ここでは, 「費用」は用役潜在的インフローの部分集合として扱われている。

しかしながら, 他の文脈では, 「費用」は, 用役潜在的インフローそれ自体に関してではなく, 用役潜在的インフローに対する請求権の集合に関して使用される。例えば, 「費用は所有者持分の減少である」というように使用される。ここでは, 「費用」は, 消滅した資源それ自体ではなく, 資源に対する請求権の部分集合に限定されている。

資源および資源に対する請求権は常に相互に区別することができるので, 「費用」は「資源」(もしくは用役潜在的インフロー)の集合とその「請求権」の集合の両者に属することが論理的にできない。したがって, 「費用」が用役潜在的インフローの集合であるのか, それとも請求権の集合であるのかを特定しなければならない。

収益および費用は所有者持分の部分集合であり, これはさらに資源に対する請求権の部分集合であるので, 「費用」を, 消滅した資源それ自体ではなく, 資源に対する消滅した請求権として定義することが, 非常に重要である。この理由のために, 上で示した費用の定義

D14. $EXPx = \text{df. } OEOx \wedge \sim Wx$

は, 消滅した資源ではなく, 消滅した請求権として定義している。

もちろん、消滅した用役潜在的インフローは費用をもたらす。それゆえ、対応概念の本質は基礎システムにおいて次の2つの命題に集約することができる。① 収益のために消滅する所有者持分は、費用である。② 収益のために消滅する用役潜在的インフローは、費用をもたらす。これら両者の命題は、基礎システムの公理から結果として生じる。これを記号的に示すと、次の定理 T5および定理 T6のようになる¹⁰⁾。

10) 定理 T5は公理 A8から次のように導出される（Carlson and Lamb [1981] p. 566）。ここで、正当化はどの推論規則がどの以前の式に適用されたかを示し、前提番号は、推論された式が導出され、それが最終的に依存する最初の式である。

前提番号		推論された式	正当化
1	1	$(x)(y)((Exy \wedge REVy) \supset \sim Wx)$	$P(A8)$
2	2	$OEaA \wedge Eab \wedge REVb$	P
2	3	$Eab \wedge REVb$	$CE: 2$
1	4	$(y)((Eay \wedge REVy) \supset \sim Wa)$	$US: 1$
1	5	$(Eab \wedge REVy) \supset \sim Wa$	$US: 4$
1,2	6	$\sim Wa$	$MP: 3,5$
2	7	Eab	$CE: 3$
2	8	$(\exists y)Eay$	$EG: 7$
2	9	Ea	$D1: 8$
2	10	$OEaA$	$CE: 2$
2	11	$OEaA \wedge Ea$	$C1: 9,10$
2	12	$OEOa$	$D12: 11$
1,2	13	$OEOa \wedge \sim Wa$	$C1: 6,12$
1,2	14	$EXPa$	$D14: 13$
1	15	$(OEaA \wedge Eab \wedge REVb) \supset EXPa$	$C: 2,14$
1	16	$(y)((OEaA \wedge Eay \wedge REVy) \supset EXPa)$	$UG: 15$
1	17	$(x)(y)((OEax \wedge Exy \wedge REVy) \supset EXPx)$	$UG: 16$

定理 T6は公理 A3, A6, A9および定理 T5から導出されるが、その導出過程はここでは省略する。（Carlson and Lamb [1981] p. 570）参照。

T5. $(x)(y)((OEAx \wedge Exy \wedge REVy) \supset EXPx)$

LT: すべての x および y について, x が取得された所有者持分であり, x が y のために消滅し, そして y が収益であるならば, x は費用である。

FT: 収益を生み出す努力において消滅した所有者持分は, 費用である。

T6. $(x)(y)((SPOx \wedge REVy \wedge Exy) \supset (\exists z)(EXPz \wedge Ezz))$

LT: すべての x および y について, x が用役潜在的アウトフローであり, y が収益であり, そして x が y のために消滅したならば, z が費用であり, そして z が x のために消滅したような z が存在する。

FT: 収益のために消滅する用役潜在的インフローは, 費用をもたらす。

それゆえ, 非常に一般的な意味のみにおいて「消滅」について語る公理から, そしてある名辞に対して示された定義から, 「対応」の会計的概念の意味を含む2つの定理が導出されたことになる。

IV 拡張システムの公理化

本節において評価を扱い, 加算および減算の操作を行うために, これまでの基礎システムの言語を拡張する。ここでは, いくつかの新しい公理が導入される。言語および公理システムの拡張は, カールソン = ラムによれば, 次の証明を可能にする。それは, ① 利益に関するヒックス (Hicks) 派の定義と会計の定義の字義的同等性, ② 貸借対照表等式, ③ 期末所有者持分の計算, および ④ 借方と貸方の同等性である¹¹⁾。

11) 基礎システムに対する拡張は以下で概説するが, その場合, アスタリスク(*)は, 拡張システムの表現であることを示すために使用される。

1 言 語

基礎システムの言語は次のように拡張される（Carlson and Lamb [1981] p. 567）。まず、あるクラスの評価を示す名辞の概念が導入される。名辞は、次の規則によって生み出すことができる表現である。①もし… x …が基礎システムの式ならば、 $(Vx)\dots x$ …は名辞である。②もし t_1 および t_2 が名辞であるならば、 $(t_1 + t_2)$ および $(t_1 - t_2)$ も名辞である。それゆえ、「 $(Vx)(SPLx \wedge Ex)$ 」は規則①によって名辞であり、「 $((Vx)OEAx - (Vx)OEOx)$ 」は規則②によって名辞である。

一般に、名辞 $(Vx)(\dots x \dots)$ は、「… x …のようなすべての x のクラスの評価額」を示すために用いられる。例えば、「 $(Vx)(SPLx \wedge Ex)$ 」は、すべての消滅した用役潜在的インフローの評価額を示す。式の概念は、形式 $t_1 = t_2$ の表現を含むために拡張される。ここで、 t_1 および t_2 は名辞である。「 $(Vx)(SPLx \wedge Ex) = (Vx)LBOx$ 」は、拡張されたシステムの式である。

2 定 義

拡張システムにおいて、定義は以下のように表される（Carlson and Lamb [1981] p. 567）。最初の3つの定義は単に拡張システムの名辞に対するヒックスの名辞に関連しており、これにより、利益の彼の定義に関する証明を構成することができる。第4の定義は、純利益の伝統的な会計の定義である。

$$D^*1. \Delta NW = \text{df. } (Vx)OEAx - (Vx)OEOx$$

FT: 「純資産価値の変動」は、定義によって取得された所有者持分の評価額マイナス所有者持分アウトフローの評価額に等しい。

$$D^*2. D = \text{df. } (Vx)OEWx$$

FT: 所有者への分配は、定義によって「 OEW 」（所有者持分の引出し）に等しい。

D*3. $I = \text{df. } (Vx)OEIx$

FT: 所有者による投資は、定義によって「OEI」(所有者持分)に等しい。

D*4. $INC = \text{df. } (Vx)REVx - (Vx)EXPx$

FT: 利益は、定義によってすべての収益の評価額マイナスすべての費用の評価額に等しい。

3 公 理

拡張システムにおける公理は、以下のように示される (Carlson and Lamb [1981] pp. 567-568)。

A*1. $(x)(\phi x \equiv \psi x) \supset (Vx)\phi x = (Vx)\psi x$ ¹²⁾

FT: 同じ数を有する2つのクラスは、同じ評価額を有する。

A*2. $(Vx)(\phi x \wedge \sim \psi x) = ((Vx)\phi x - (Vx)(\phi x \wedge \psi x))$

FT: x が ϕ であり、 x が ψ でないようなすべての x のクラスの評価額は、 x が ϕ であるようなすべての x のクラスの評価額から、 x が ϕ でありそして x が ψ であるようなすべての x のクラスの評価額を控除した額に等しい。

A*3. $\sim(\exists x)(\phi x \wedge \psi x) \supset (Vx)(\phi x \vee \psi x) = ((Vx)\phi x + (Vx)\psi x)$

FT: 2つのクラスが共通の数字を有していないならば、2つのクラスを合計した評価額は、最初のクラスの評価額プラス第2のクラスの評価額に等しい。

A*4. 次の形式の式が成立する。ここで、 $t1$ および $t2$ は名辞である。

① $(t1 + t2) = (t2 + t1)$

② $(t1 + (t2 + t3)) = ((t1 + t2) + t3)$

12) A*1, A*2およびA*3において、 ϕx および ψx は式である。

$$\textcircled{3} \quad (t1 - (t2 + t3)) = ((t1 - t2) - t3)$$

$$\textcircled{4} \quad (t1 + (t2 - t3)) = ((t1 + t2) - t3)$$

$$\textcircled{5} \quad (t1 - (t2 - t3)) = ((t1 - t2) + t3)$$

$$A^*5. \quad (Vx)SPLx = (Vx)LBAx$$

FT：すべての用役潜在的インフローの評価額は、取得された（広義の）すべての負債の評価額に等しい。

$$A^*6. \quad (Vx)SPOx = (Vx)LBOx$$

FT：すべての用役潜在的アウトフローの評価額は、（広義の）すべての負債アウトフローの評価額に等しい。

4 定 理

拡張システムでは、①利益に関するヒックス派の定義と会計の定義の字義的同等性、②貸借対照表等式、③期末所有者持分の計算、および④借方と貸方の同等性が、定理として証明される（Carlson and Lamb [1981] pp. 568-569）。

(1) 利益に関するヒックス派の定義と会計の定義の字義的同等性

利益の古典的な定義は、ヒックスによって示されたものであり、彼は個人の利益を次の額として定義した。すなわち、利益は、彼がある期間において期末における裕福さが期首と同じ裕福さとして残るように消費できる額である（Hicks [1946] p. 172）。ヒックスの定義が（個人ではなく）企業に適用するために修正される場合、それは次のようになる。すなわち、企業の利益は、ある期間における純資産価値の変動プラス所有者に対する分配マイナス所有者による投資（ $INC = \text{df. } \Delta NW + D - I$ ）である。一見すると、この表現は拡張したシステム（D*4）における収益マイナス費用（ $INC = \text{df. } (Vx)REVx - (Vx)EXPx$ ）としての純利益の定義とはまったく異なっているように見える。しかし、これらの定義の同等性を証明することができ

る¹³⁾。したがって、この定理は次のようになる。

$$T^*1. INC = df. \Delta NW + (D - I)$$

LT：利益は、純資産価値の変動プラス所有者に対する分配マイナス所有者による投資に等しい。

ただし、同じ形式の言語は会計の利益とヒックス派の利益の両者を定義するのに役立つけれども、その定義は字義的対応の証明であり、数値的な証明ではないことに注意しなければならない。というのは、ヒックス派の(事前)利益は期待値を割り引くことによって導出されるけれども、会計的利益の「純資産価値」は消滅していない歴史的原価を合計することによって導出されるからである。

(2) 貸借対照表等式

すべての用役潜在的インフローはそれに対する請求権を生み出し、すべての請求権は用役潜在的インフローに対して主張される請求権である。それゆえ、公理 A*5は次のように表される。

$$A^*5. (Vx)SPLx = (Vx)LBAx$$

FT：用役潜在的インフローの評価額は、取得された(広義の)負債の評価額に等しい。

同様に、用役潜在的アウトフローは用役潜在性に対する請求権を減少させる。これは負債の返済に関して明らかであるが、用役潜在性は収益なしに消滅する場合でさえ、所有者の請求権は減少する。それゆえ、次のようになる。

$$A^*6. (Vx)SPOx = (Vx)LBOx$$

FT：用役潜在的アウトフローの評価額は、(広義の)負債アウトフロ

13) カールソン＝ラムはこの証明を (Carlson and Lamb [1981] pp. 570-571) で行っているが、ここでは省略する。同様に、以下の定理の導出過程もここでは省略する。(Carlson and Lamb [1981] pp. 571-572) 参照。

一の評価額に等しい。

貸借対照表等式は公理 A*5 および A*6 から演繹でき、定理 T*2 を生み出す。

$$T^*2. (Vx)ASx = (Vx)LNx + (Vx)OEx$$

FT：すべての資産のクラスの評価額は、すべての負債のクラスの評価額およびすべての所有者持分のクラスの評価額に等しい。

(3) 期末所有者持分の計算

拡張システムは、期末所有者持分を計算するための式を定理として導出することを可能にする。この定理は、次のようになる。

$$T^*3. (Vx)OEx = ((Vx)OElx + INC) - (Vx)OEwx$$

FT：所有者持分の期末残高の評価額は、すべての投資者の投資評価額プラス利益マイナスすべての所有者の引出し評価額に等しい。

(4) 借方と貸方の同等性

「借方」および「貸方」という名辞の定義は、拡張システムにおいて比較的容易である。図表 7 で定義したように、すべての用役潜在的インフローと負債アウトフローは借方である。すべての用役潜在的アウトフローと取得された負債は貸方である。したがって、この定理は次のようになる。

$$T^*4. (Vx)DRx = (Vx)CRx$$

LT： x が借方であるようなすべての x の評価額は、 x が貸方であるようなすべての x の評価額に等しい。

V む す び

以上、本稿では、現在理解され実践されている会計理論の最も基本的な部分を、述語論理学を用いた公理的形式で示し、会計の名辞上の構造、ならびに会計システムの基本的性質を決定する基本的な命題の多くを公理化することを目的とした。そこではまず、公理的方法による記号論理学を、

文論理学および述語論理学に分けて説明した。次に、カールソン＝ラムの所論を参考にして、評価概念を考慮しない会計の「基礎システム」を述語論理学によって公理化し、さらに、この基礎システムに評価概念を考慮した「拡張システム」を公理化した。

ここで構築された公理システムは、会計名辞の実質的な部分が基本的概念の比較的少ない集合から導出され、同様に、その領域の重要な命題の多くが他の命題の結果であることを、論証した。ある領域の様々な概念および命題を相互に関係づけることによって、公理的方法は、他では概念および命題の単なる収集もしくはリストでありうるものに対して、統合的で統一的な構造を生み出す。

公理的方法に関する少なくとも次の5つの質が、会計理論研究においてそれを潜在的に有用な手段にする、とカールソン＝ラムはいう (Carlson and Lamb [1981] p. 569)。

- ① 公理的方法は、その学問領域の論理的関係づけを正確に明示する。
- ② 公理的方法は、ある領域の様々な名辞および概念をすべての他の名辞および概念に関係づけることを可能にする大きな統合力を有している。
- ③ そのような分析は、われわれの現在の仮定における疑いのない結果を示し、有益な研究に対して発見もしくは少なくとも示唆をもたらす。
- ④ 公理システムは、ある議論におけるすべての参加者によって採用されるならば、彼らの間のコミュニケーションを大いに促進するであろう問題を概念化する文脈もしくは方法を提供する。
- ⑤ 公理システムは、多くは形而上学的もしくは言語論的混乱のために生じる論争の不毛さを示すことができる。

これらが会計理論に公理的方法を適用することの有用性であり、本稿は

これに基づいて、現在理解され実践されている会計理論の最も基本的な部分を、述語論理学を用いた公理的形式で示し、会計の名辞上の構造、ならびに会計システムの基本的性質を決定する基本的な命題の多くを公理化した。

しかし、本稿で示した公理システムは会計理論の一般に承認されている基礎概念を述語論理学の技法を用いて公理化したにすぎず、複雑な会計理論を公理化したわけではない。前述したように、学問分野の進歩は、その分野のできるだけ正確な理論の言明によって促進され、正確性の理念は、演繹システムもしくは公理システムとして一般に認識される。この意味では、会計理論の発展のためにこれまで会計理論領域において提唱されてきた様々な理論を公理化していく必要がある。

具体的には、取得原価会計、購入時価会計、売却時価会計、現在価値会計、公正価値会計、キャッシュ・フロー会計等の会計システムおよび会計理論を公理化する必要がある。それによって、各会計システムの定理としてより多くの原則が導出されることであろう。また、それらを公理化することによって、各会計システムの論理整合性もしくは論理不整合性が明らかになるはずである。それによってさらに、論理的に最適な会計システムが導き出せるかもしれない。

ただし、本稿で用いた公理的方法は記号論理学における述語論理学を用いた公理的方法である。公理的方法はこのほかに、マテシッチ (Mattessich) が開発した集合論による公理的方法やコジオール (Kosiol) 等の命題のみによる公理的方法がある。会計理論を発展させるために、どの公理的方法を採用すべきかも、改めて検討する必要がある。本稿はそのための序説である。

参考文献

- 井尻雄士 [1968] 『会計測定の基礎』 東洋経済新報社。
- 井尻雄士 [1976] 『会計測定の理論』 東洋経済新報社。
- 永井成男 [1964] 『現代論理学の基礎』 有信堂。
- 永井成男 [1976] 『科学と論理』 河出書房新社。
- 永井成男・和田和行 [1997] 『哲学的論理学』 北樹出版。
- Balzer, W. and R. Mattessich [1991] An Axiomatic Basis of Accounting : A Structuralist Reconstruction, *Theory and Decision*, Vol. 30 No. 3, pp. 213-243.
- Carlson, M. L. and J. W. Lamb [1981] Constructing a Theory of Accounting — An Axiomatic Approach, *The Accounting Review*, Vol. 56 No. 3, pp. 554-573.
- Hicks, J. R. [1946] *Value and Capital*, 2nd ed., Oxford University Press.
- Ijiri, Y. [1965] Axioms and Structures of Conventional Accounting Measurement, *The Accounting Review*, Vol. 40 No. 1, pp. 36-53.
- Ijiri, Y. [1981] *Historical Cost Accounting and Rationality*, the Canadian Certified General Accountants' Research Foundation.
- Kosiol, E [1964] *Buchhaltung und Bilanz*, Walter de Gruyter & Co.
- Kosiol, E. [1970a] Pagatorische Bilanztheorie, in *Handwörterbuch des Rechnungswesens*, hrsg. v. E. Kosiol, Stuttgart, S.279-302.
- Kosiol, E. [1970b] Zur Axiomatik der Theorie der pagatorischen Erfolgsrechnung, *Zeitschrift für Betriebswirtschaft*, Jahr. 40 Nr. 3, S.135-162.
- Kosiol, E. [1976] *Pagatorische Bilanz*, Duncker & Humblot.
- Kosiol, E. [1977] *Buchhaltung als Erfolgs-, Bestands-, und Finanzrechnung*, Walter de Gruyter.
- Mattessich, R. [1964] *Accounting and Analytical Methods, Measurement and Projection of Income and Wealth in the Micro- and Macro-Economy*, Homewood.
- Mattessich, R. [1970] *Die wissenschaftlichen Grundlagen des Rechnungswesens*, Bertelsmann Universitätsverlag.