講 座

モンテギュー文法入門（2）†

池　谷　　彰††

3. 内包的論理学 (IL)

2 では，自然言語，とくに英語の断片 (fragment) の生成規則を PTQ に従ってのべたが，この統語部門で生成された表現は IL へ翻訳され，それをいわばインプットとして，意味解釈がアウトプットとして得られる．3 では自然言語が翻訳される IL 自身の統語論と意味論についてのべ，4 ではこのような人工言語に自然言語の表現が翻訳される過程についてのべる．ただし，PTQ では IL 自体の統語論と意味論は前提とされていて，説明がほとんどないので，Lee (1974 b), Dowty (1978), Hughes & Cresswell (1968) に従って IL の統語論，意味論の説明を行う．

3.1 IL の統語論

3.1.1 IL の統語範疇——タイプ

自然言語の範疇に対応する IL の範疇はタイプと呼ばれるが，今，タイプの集合を Type とすると，

1 $t \in \mathrm{Type}$

2 $e \in \mathrm{Type}$

3 $a \in \mathrm{Type}$, $b \in \mathrm{Type}$ ならば，$\langle a, b\rangle \in \mathrm{Type}$

4 $a \in \mathrm{Type}$ ならば $\langle s, a\rangle \in \mathrm{Type}$

1と2は基本タイプと呼ばれ，e, t, s から，帰納的に複合タイプが合成される．たとえば，$\langle e, t\rangle$, $\langle t, t\rangle$, $\langle\langle e, t\rangle, t\rangle$, $\langle s, e\rangle$, $\langle s, t\rangle$, etc. ここでタイプ $\langle a, b\rangle$ の表現はタイプ a の表現を変域としてタイプ b の表現へ写像する関数に対応する表現である．たとえば $\langle e, t\rangle$ は個体を表わす表現 e を真理値を表わす表現へ写像する関数，つまり集合を表わす．また一般にタイプ $\langle s, a\rangle$ の表現とは，可能な世界 (possible worlds) の集合 I と時間の集合 J のデカルト積によってえられた任意の順序対 $\langle i_n, j_n\rangle$ を変域とし，タイプ a の表現の集合を値域とする関数を表わしている．たとえば $\langle s, t\rangle$ は命題と呼ばれるが，それは，可能な世界と時間というあるインデックスが定まれば真か偽に対応する関数のタイプを表わしている．また，一般にタイプ $\langle s, \langle a, t\rangle\rangle$ の表現は，タイプ a の集合を表わす表現 ($\langle a, t\rangle$) を内包化した (s) 表現であるが，これをタイプ a の表現の性質 (property) を表わす表現と呼ぶ．(ただしここでの性質とは，technical な意味である．) また，$\langle s, e\rangle$ とはあるインデックス $\langle i_n, j_n\rangle$ が定まると，ある個体に対応するような関数を表わす表現で，これは個体概念 (individual concept) と呼ばれている．以下，PTQ に従って，タイプと，それによって表わされるものの名前をあげる．

表-2　タイプとその指示物名

タ イ プ	タイプによって表わされるものの名称
e	個　体
t	真理値
$\langle\langle s, e\rangle t\rangle$	個体概念の集合
$\langle\langle s, t\rangle t\rangle$	命題の集合
$\langle\langle s, \langle\langle s, e\rangle, t\rangle\rangle, t\rangle$	個体概念の性質の集合

ここで，個体概念，性質，命題という用語をさらに明らかにするために，前回の **1. 序 モンテギュー文法の背景**でのべた，内包とか世界という概念を再びくり返しておこう．

すでに述べたように「私の好きな飲み物」という名辞表現の指示対象物は，世界・時間というインデックスを決めると，(たとえばテニスコート，夏というインデックス) コカコーラというように決まってくるであろうし，「夕方，所によっては雨が降るでしょう」という表現は，発話時よりも未来の夕方という時間のインデックスと，所によってはに対応する世界のインデックスが東京地方というように決まれば真理値が決まるであろう*．

このように，上にあげた二つの表現つまり名辞と文

† An Introduction to Montague Grammar by Akira IKEYA (Tokyo Gakugei University).

†† 東京学芸大学

* ただし，インデックスを世界と時間の二つに限る必要は全くなく，発話時，発話者，発話場所というものを含めてもよい．cf. Lewis (1978).

はインデックスを決めると，その指示物（これを外延ともいう）が決まるような関数表現であり，これをある表現の内包と呼ぶ．同じように，一項述語，たとえばある世界における「歩く」を満足するものの集合（これは「歩く」という表現の外延とよばれるか）は，世界によって異なることもありうるわけで，これは一項述語の内包つまり個体の性質と呼ばれるものである．以上三種類の表現に関してその外延・内延をまとめると，以下のようになる．

表-3 表現の外延および内包

言語表現の範疇	外延	内包	
個体表現(定項，変項)	与えられた空でない集合に含まれる個体	個体概念	指標から空でない集合の個体への関数
一項述語	個体の集合	個体の性質 (property)	指標から個体の集合への関数
文	真理値	命題	真理値への関数

3.1.2 IL の基本表現

上にのべたタイプに対応する可算無限個の非論理定項 (non-logical constant) と，変項 (variables) の集合が定義される．論理定項 (logical constant) は統語規則とともに導入される．

1. 定 項

e タイプ: john′, mary′, ninety′, etc.

$\langle\langle s,e\rangle t\rangle$ タイプ: walk′, man,, boy′* etc.

2. 変 項

e タイプ　$u, v, w, \cdots$

$\langle s,e\rangle$ タイプ　$x, y, z, \cdots$

etc.　etc.

3.1.3 演算子 (operator) と論理記号

演算子：λ (lamda operator)；[^]：内包演算子；

[ˇ]：外延演算子；□：必然，

論理記号：$\wedge$；$\vee$；$\rightarrow$，$\wedge(=\forall)$，$\vee(=\exists)$ etc.

3.1.3.1 λ 演 算 子

ふつう集合は次のような predicate notation によって表わされる．

(1)　$\{x|x$ は日本の県$\}$

(2)　$\{x|5<x<13\}$

(1)は「x は日本の県」という表現を満足するものの集合，たとえば新潟県，埼玉県，…などの集合を表わし，(2)は $5<x<13$ を満足する数の集合 6, 7, 8, 9,… を表わす．このような predicate notation の代わりに λ (lamda) 演算子 (operator) を用いて，$\lambda x[\cdots x\cdots]$ または $\hat{x}[\cdots x\cdots]$ と表わす．ϕ がその中に変項 x を含む式であるとすれば $\lambda x\phi$ または $\hat{x}\varphi$ と表わす．統語的には $\lambda x\varphi$ の範疇は次のように定義される．

$\phi \in \mathrm{ME}t$ で，$x \in e$ ならば，$\lambda x\varphi \in \mathrm{ME}_{\langle e,t\rangle}$

（ただし ME：meaningful expression）．一般に，λ 演算子を伴う表現は以下のように定義される．

$\varphi \in \mathrm{ME}_a$ で $u \in \mathrm{Variable}_b$ ならば，

$\lambda u\varphi \in \mathrm{ME}_{\langle b,a\rangle}$

したがって，これからも明らかなように φ を範疇 t に，変項を範疇 e に限定する必要はない．

λ 変換の規則

任意の範疇の変項 x をその中に含む表現 φ は $(\cdots x\cdots)$ の形をもつが，λ 演算子によって変項 x を抽出した $\lambda x\ (\cdots x\cdots)$ を abstract と呼び，$(\cdots x\cdots)$ 式 $(\cdots x\cdots)$ は λx によって束縛され (bound) ているという．そして λx によって束縛されている式は λx の作用域に含まれているという*．

* λ abstraction については，Lewis (1976)，Cresswell (1977)，Löbner (1976)，Dowty (1978) などに基本的な解説がある．また，λ operator を用いて作用域の副詞や数量詞，もしくは否定辞や数量詞の相互関係を論じたものに Stalnaker-Thomason (1973)，Heny (1973)，Ikeya (1977) などがある．たとえば，Stalnaker-Thomason によれば (1) He slowly tested all the bulbs. (2) He tested each bulb slowly. の真理条件は異なるという．(1)は，たとえ各バルブは，すばやくテストしても，各テストの間に長いコーヒー・ブレイクをとれば全体として長い時間がかかる場合に真となり，(2)は各バルブのテストをゆっくりやったことを意味する．このような意味の違いは以下のように表わせるという．

(1)′ $((\zeta\hat{x}(y)Pxy)(a)$

(2)′ $(y)((\zeta\hat{x}Pxy)(a)$

（ただし，ζ: slowly；a: he；P: test）そして，表現 φ と φ' とが次の点を除けば同じである時に φ と φ' は等価であるという．つまり，左辺 φ: $[\lambda x(\cdots x\cdots)](\alpha)$ 右辺 φ' は左辺の変数 x をすべて α でおきかえた結果である場合は等価である．e.g.

(1)　$[\lambda u \mathrm{walk}'(u)](a) \equiv \mathrm{walk}'(a)$

(2)　$\lambda v[[\lambda u\ \mathrm{hit}'(u,v)](a)](b) \equiv [\lambda u\ \mathrm{hit}'(u,b)](a) \equiv \mathrm{hit}(a,b)$

(1), (2) の内部構造は以下の通りである．

(1)

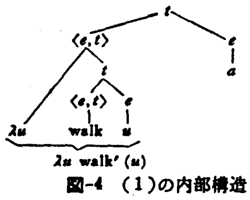

図-4 (1)の内部構造

(2)

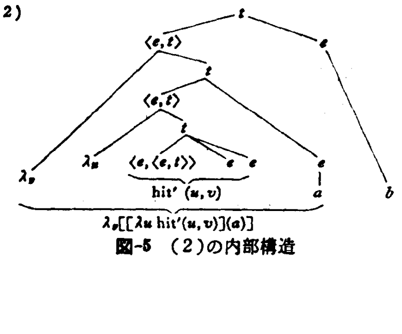

図-5 (2)の内部構造

* IL の表現であることを示すために，右肩に ′ をつける．

前頁の脚注に詳述したように λ operator はある表現を predicate′ と，その predicate′ を満足する argument′に分ける力をもち，しかも帰納的に任意の表現に働くから，その predicate′ から任意の範疇を抽出して，それをさらに predicate″ と argument″ に分ける力をもっている．このことは上の図5の内部構造を示した樹状表示からも明らかであろう．したがって，(1) Every man walks から walk を抽出して，walk の範疇 $\langle e,t\rangle$ を argument としてとる predicate を抽出すると，その predicate の範疇は $\langle\langle e,t\rangle t\rangle$ となる．この範疇の表現は every man である．さらにこの範疇から，$\langle e,t\rangle$ (e.g. man) を argument としてとる predicate を λ-operator で抽出すると，この抽出された範疇は $\langle\langle e,t\rangle, \langle\langle e,t\rangle, t\rangle\rangle$ となり，これは，'every' という表現の範疇である．このことを上のように樹状表示で示すと以下のようになる (Dowty, 1978).

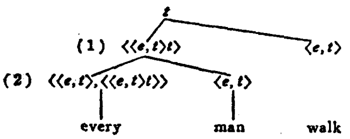

図-6 Every man walks.

(1)の λ 表記：$\lambda P[\wedge x(Q(x))\rightarrow(P(x))]$ (man)

ただし，Pは 'walk' に相当する変項，Q は 'man' の変項．λ operator で 'walk' ($\langle e,t\rangle$) を抽出することは，逆にいうと，$\langle e,t\rangle$ と結合して t になる範疇を作ることを意味する．

(2)の λ 表記：$\lambda Q\lambda P[\wedge x(Q(x))\rightarrow(P(x))]$

(1)と同様に λ で Q (e.g. man $\langle e,t\rangle$) を抽出することは，範疇 $\langle e,t\rangle$ の 'man' と結合して範疇 $\langle\langle e,t\rangle t\rangle$ の 'every man' となる 'every' の範疇を作ることを意味する．

λ operator はこのように，順次新しい predicate を抽出できるいわば predicate abstractor としての働きをもっているが，逆にいうと，λ operator をもった表現には(1)どのような範疇が，(2)どの順序で適用されれば最終的には t という適格表現になるかがいわば書き込まれているといってよい．上の(2)の λ 表記を例にとると，まず第一に変項 Q の範疇の表現を適用し，λ変換で Qを消去する．次にいわば玉ねぎの皮をむくように，変項Pの表現を適用して同様にPを消去して最終的には，範疇 t の $\wedge x(\text{man}(x)\rightarrow\text{walks}(x))$ という表現が(2)のような λ 表記であるといえよう*.

このような λ operator にはもう一つの効用がある (cf. Partee, 1975; Dowty 1978)．一階の述語論理では次の (1)〜(3)の文は (1)′〜(3)′ のように表記され，これらの文が主語――述部という同一の構造をもっていることが捉えられない．

(1) John walks.　　(1)′ walk (john)

(2) Everyman walks. (2)′ $\wedge(\text{man}(x)\rightarrow\text{walk}(x))$

(3) Some man walks. (3)′ $\vee x(\text{man}(x)\rightarrow\text{walk}(x))$

一方 λ operator を用いると以下のようになり，自然言語のもつ構造の同一性が得られる．

(1)″ $\lambda P[P(j)]$ (walk′)*

(2)″ $\lambda P\wedge x[\text{man}'(x)\rightarrow P\{x\}]$ (walk′)

(3)″ $\lambda P\vee x[\text{man}'(x)\rightarrow P\{x\}]$ (walk′)

一方このようなモンテギューの提唱する表記よりもむしろ一階の述語論理の表記の方がよいとする批判については Chomsky (1977) を参照．

3.1.3.2 内包化演算子 [^] と外延化演算子 [ˇ]

1. 内包化演算子 [^]

ある表現αに内包化演算子を適用すると，その新しい表現の外延がもとの表現αの内包に等しくなるような働きをこの演算子はもっている．つまり，

$\alpha\in ME_a$ であれば，$[{}^\wedge\alpha]\in ME_{\langle s,a\rangle}$

2. 外延化演算子 [ˇ]

もしαが $\langle s,a\rangle$ タイプの表現であれば，その表現に任意のインデックスを与え，その外延を得る操作が α に外延化演算を働かせる操作 ${}^\vee\alpha$ である．${}^\vee\alpha$ は任意の表現の外延に相当するから，表現αはふつう，内包的表現でなければならない．したがって ${}^{\vee\wedge}\alpha$ はあっても，${}^{\wedge\vee}\alpha$ はないことになる．

3.1.4 補助記号：{ }, [ ], ( )

1. Brace convention

今，$\alpha\in\langle s\langle a,t\rangle\rangle$ のタイプ，$\beta\in a$ のタイプとすれば，βをαに適用するためには次の定義を与えればよい．$\alpha\{\beta\}=_{def}[{}^\vee\alpha](\beta)$ ふつう **brace convention** と呼ばれる．$\alpha\{\beta\}$ が最終的には t となるための定義で，左辺を $[{}^\vee\alpha](\beta)$ と定義しておけばよい．

2. Relational notation

$\theta(\beta,\alpha)=_{def}[\theta(\alpha)](\beta)$

これは以下の(1)のごとき樹状表示を満足する関係

* このような λ 表記を用いて，ある同一の単語たとえば，動詞や副詞のいくつかの異なったよみを一つ一つの単語に書き込んでおくことによって，結果的には文法記述に文法的変形操作をなしですませようとする試みについては Dowty (1979) を参照されたい．

* たとえば (1)″ は次のようによむ．「ジョンのもつ property の集合に walk は属している」，つまり，「ジョンは歩くという property をもっている」

は，(2)のような関係によみかえよという定義である．

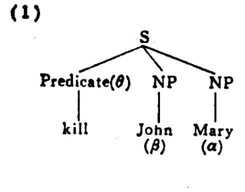

図-7 kill(John, Mary)

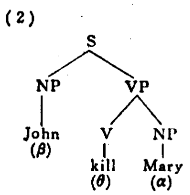

図-8 John kill Mary

3. $\theta\{\beta,\alpha\}=\mathrm{def}\ [[{}^{\vee}\theta](\alpha)](\beta)$

これは1と2から自動的に定義される．

3.2 IL の統語規則

1 タイプ a のすべての定項および変項は ME_a に含まれる．(ただし，タイプ a の適格表現の集合を ME_a とする)．

1によって walk′ はタイプ $\langle\langle s,e\rangle t\rangle$ の ME に，u はタイプ e, x はタイプ $\langle s,e\rangle$ の ME として定義される．

2 $\alpha\in\mathrm{ME}_a$, u はタイプ b の変項の場合，
$\lambda u\alpha\in\mathrm{ME}_{\langle b,a\rangle}$

2により λut が $\langle e,t\rangle$ の ME であり，λxt が $\langle\langle s,e\rangle t\rangle$ の ME であることが定義される．

3 α がタイプ $\langle a,b\rangle$ の ME であり，β がタイプ a の ME であれば $\alpha(\beta)$ はタイプ b の ME である．

3は β を一項述語 α の値としてとる関数適用の規則とみなせる．3により，$\langle e,t\rangle$ タイプの一項述語 $[\lambda u\ \mathrm{walk}'(u)]$ にタイプ $\langle\langle e,t\rangle t\rangle$ の表現，たとえば 'John' が適用されるとタイプ t の ME がえられる．

4 $\alpha\in\mathrm{ME}_a$ ならば，$[{}^{\wedge}a]\in\mathrm{ME}_{\langle s,a\rangle}$

5 $\alpha\in\mathrm{ME}_{\langle s,a\rangle}$ ならば，$[{}^{\vee}\alpha]\in\mathrm{ME}_a$

6 $\alpha\in\mathrm{ME}_a$, $\beta\in\mathrm{ME}_a$ ならば $[\alpha=\beta]\in\mathrm{ME}_t$

その他，一階の内包論理の定義と同じ $\sim\phi$, $\varphi\vee\psi$, $\phi\wedge\psi$, $\phi\rightarrow\psi$, $\varphi\leftrightarrow\psi$, $\Box\varphi$, $F\varphi$ などの定義は省略する．

3.3 IL の意味論

以上のように IL の適格表現の定義が行われたのちにモデルによって，IL の適格表現の解釈が行われる．ここで IL のモデルから直接に話を初める前に，一階の述語論理のモデルの説明から話を始めよう．それは，解釈関数 F と個体集合 D より成る順序対 $\langle D,F\rangle$ である．解釈関数 F の domain は一階の述語論理の基本表現であり，F によって写像される range は，(1) α が名辞であれば $F(\alpha)$ は D に属する個体であり，(2) α が一項述語であれば $F(\alpha)$ は D のメンバーの，しかも α を満足する個体の集合であり，(3) α が二項述語であれば，$F(\alpha)$ は α を満足し，かつ，D の集合に含まれる個体の順序対を指定する．たとえば，α が愛するという二項述語の表現であれば．その関係を満足し，しかも D に含まれる順序対たとえば〈太郎，花子〉が F によって指定される．このような形で解釈を与えられた定項と，一項述語もしくは二項述語から文の真理値を決めてゆく．たとえば定項と一項述語の解釈が与えられた場合，ある文 t が任意の解釈において真であるための必要十分条件は，個体定項に与えられたものの集合が一項述語を満足する集合の中に含まれていることであるとする．このようにある文が，ある解釈において真ならば，その解釈はその文のモデルであると呼び，上でのべたような形で構成された文の意味論をモデル理論 (model theory) と呼ぶ．このような個体の可能な集合 D と，それに '解釈' を与える関数 F から成るモデルが一階の述語論理の意味論に援用されているが，このように，言語表現に対して解釈関数 F によって直接にその外延の対応づけを行う代わりに，F によってまず，言語表現に対して，その内包を与え，その上で世界・時間を含むさまざまな指標を定め，各各の指標における言語表現の外延を与えるのが内包的論理学のモデルである．

ここで指標 (index) に関して少し説明を加えよう．I とは '世界' の集合とされる．ここで '世界' とは理解しにくければ '状況'，'文脈' などの意味にとってよい．一方，J とは，時間の集合を表わし，$j_1<j_2$ というような前後関係がその要素間に存在する．したがって二つの集合のデカルト積 $I\times J$ の各々は一つの世界を構成する．たとえば $\langle i_1,j_1\rangle$, $\langle i_1,j_2\rangle$, $\langle i_1,j_3\rangle$ というように．

すでに，F とは可能な個体集合 D と $\langle I,J\rangle$ に関して，IL の個体定項に対し内包を与える関数であるとのべたが，次にこの意味を少しくわしくのべよう．たとえば F により，個体定項 'John' に対して内包が与えられるとは，任意の指標 $\langle i_n,j_n\rangle$ に関して，個体を指定するような関数が個体定項 'John' に対して与えられることを意味する．たとえば $D=\{a,b\}$, 指標の集合 $\langle i_1,j_1\rangle$, $\langle i_2,j_2\rangle$ とすれば，$F(j)$ とは，次のように表わす．

$$F(j):\begin{bmatrix}\langle i_1,j_1\rangle\rightarrow a\\ \langle i_2,j_2\rangle\rightarrow a\end{bmatrix}$$

つまり，$F(j)$ とはどの指標に対しても a という個体に対応させる関数を表わす．次に，'sing' という表現に対して F によって内包が与えられるとは，各指標に

対して，'sing' という一項述語を満足する個体をえらび出す関数が与えられることを意味する．

$$F\,(\text{sing}'):\left[\begin{array}{l}\langle i_1, j_1\rangle\rightarrow\begin{bmatrix}a\rightarrow 1\\ b\rightarrow 1\end{bmatrix}\\ \\ \langle i_2, j_2\rangle\rightarrow\begin{bmatrix}a\rightarrow 1\\ b\rightarrow 0\end{bmatrix}\end{array}\right]$$

つまり指標からある関数への関数であることを表わす．ここである関数とはDに含まれる個体を1か0に写像する，つまり真か偽に写像する関数である．さらにいうと，Dに含まれる個体を1か0に写像するとは，個体aが歌う場合には1に，歌わない場合には0に対応させることである．上の F (sing') はまた次のようにも表記されることがある．

F (sing')：$(\{0,1\}^D)^{I\times J}$*　タイプ：$\langle s\langle e, t\rangle\rangle$

このように関数Fにより内包を表現に与えると，次に，IL のタイプの denotation つまり，外部世界における対応物 (extension とも呼ばれる) は以下のように帰納的に定義される．

［a］ $D_{e}, {}_{D,I,J}=D$

［a］により，空でない個体の集合D，可能な世界と時間の集合に関して定められたタイプeの外延は，可能な個体の集合であると定義される．

［b］ $D_{t}, {}_{D,I,J}=\{0,1\}$

［a］と同じく，D,I,J に関して定められたタイプtの外延は真理値の集合 {0, 1} であると定義される．

［c］ $D_{\langle a,b\rangle}, {}_{D,I,J}=[D_{b,D,I,J}{}^{D_{a,D,I,J}}]$

(ただし，ここで A^B とは，BからAへの関数の集合を表わす)．タイプ $\langle a, b\rangle$ の外延は，タイプaの D, I,J に関して定められた可能な外延を，同様に定義されたタイプbの外延へ写像する関数であると定義される．たとえば，上でのべた F (sing') を例にとると，F (sing') はタイプ $\langle s\langle e,t\rangle\rangle$ であるから，このタイプに関して，ある指標を定めると，タイプ $\langle e,t\rangle$ となる．たとえば，今，$\langle i_1, j_1\rangle$ に指標を定めたとすれば，タイプ $\langle e,t\rangle$ の外延とは，タイプeの外延を，タイプtの外延つまり，{0, 1} に写像する関数であるということになる．

［e］ sense：$S_{a}, {}_{D,I,J}=D_{\langle s,a\rangle}, {}_{D,I,J}$

これは $[D_{a}. {}_{D,I,J}]^I$ と表記される．

つまり，タイプaの D,I,J に関して定められた sense (すなわち内包) とは，タイプ $\langle s,a\rangle$ のDと I,J に関して定められた外延に等しい*．

IL の表現の外延**

すでに内包を与える関数Fについての説明で，少しふれるところがあったように，表現αに対して内包がFによって与えられると，α の，モデル M, $i\in I$, $j\in J$ と値割り当てgに関して，外延は次のように表わされる．Ext M, $i, j, g(\alpha)$.

(1) α が非論理定項の場合：

$\text{Ext}_{M,i,j,g}(\alpha)=F(\alpha)(\langle i, j\rangle)$ という関係がある．つまり，指標 $\langle i, j\rangle$ におけるαの外延は，F によって与えられた α の内包の指標を $\langle i, j\rangle$ に関して定めたものに等しいことを意味している．たとえば $F(j)$ はすでにのべたように，指標から個体への関数を表わしているが，$\text{Ext}_{M,i,j,g}(j)=F(j)\langle i, j\rangle$ は$\langle i, j\rangle$ に対してjがある個体を表わしていることを意味している．

(2) α が変項の場合：

変項αに対しては内包を与えず，値割り当て関数gにより直接に変項に対しては，値つまり外延が次のように定められる．

M, $i, j, g(\alpha)=g(\alpha)$

この値割当て関数gによって，モデル M に関して 'every one' の外延が定められ，その同じモデルにおいて定義されたたとえば一項述語，たとえば 'walk' の外延とから，every one walks の外延，つまりその文の真理値が決定される．

(3) $\alpha\in \text{ME}_{\langle a,b\rangle}$, $\beta\in\text{ME}_b$ の場合．

$\text{Ext}_{M,i,j,g}(\alpha(\beta))=\text{Ext}_{M,i,j,g}(\alpha)\,(\text{Ext}_{M,i,j,g}(\beta))$ つまり，これは，関数 $\text{Ext}_{M,i,j,g}(\alpha)$ を，argument である．$\text{Ext}_{M,i,j,g}(\beta)$ に適用した結果を意味する．さらに実例をあげると，今，αをタイプ $\langle e,t\rangle$ の表現，βをタイプeの表現とすれば，タイプ $\langle e,t\rangle$ の表現をタイプeの表現に適用した表現全体の外延は，全体を構成する要素，つまりαとβの外延から合成して得られることを意味している．たとえば 'John walks' という表現を例にとると，α に相当する表現がタイプ $\langle e,t\rangle$ の，'walk' の IL への翻訳 'walk' であり，β に相当する表現がタイプ $\langle e\rangle$ の，'John' の IL への翻訳 $\lambda P[P\{j\}]$ であるとすれば，表現全体の外延はそれぞれの外延から，合成されて得られることを意味している (フレーゲの原則)．

(4) もし，$\alpha\in\text{ME}_{e}$ であれば，$\text{Ext}_{M,i,j,g}(^\wedge\alpha)$ とは $I\times J$ を変域として，$I\times J$ に含まれる，すべての

---

* もしくは $[2^D]^{I\times J}$ とも表記される．または，$I\times J\rightarrow[D\rightarrow\{0,1\}]$ と書いてもよい．もう一つ例をあげるとタイプ $\langle\langle s,t\rangle t\rangle$ つまり，命題の集合は

$\{0,1\}^{(\{0,1\}^{I\times J})}$と表記される．

* ただしモンテギューによれば，sense と内包は同義ではなく，内包は sense の真部分集合であるとしている．

** 以下 Dowty (1978)，Lee (1974 b) にくわしい．

$\langle i', j'\rangle$ と関して $h(\langle i', j'\rangle)=\mathrm{Ext}_{M,i',j',g}(\alpha)$ であるような関数 h である.

(5)　もし, $\alpha\in \mathrm{ME}_{\langle s,a\rangle}$ ならば, $\mathrm{Ext}_{M,i,j,g}(\vee\alpha)$ とは, $\mathrm{Ext}_{M,i,j,g}(\alpha)(\langle i, j\rangle)$, つまり, ${}^{\vee}\alpha$ の, 指標 i, j とモデル M に関する外延は, 関数 $\mathrm{Ext}_{M,i,j,g}(\alpha)$ の値に関して指標 $\langle i, j\rangle$ を定めたものである.

その他, $\lambda u\alpha, \alpha=\beta, \neg\phi, \phi\wedge\psi, \wedge u\varphi, \vee u\varphi, \Box\varphi$, などの表現のモデル M, 指標 i, j に関する外延の定義は省略する.

4. 自然言語の IL への翻訳

本章ではあいまい性を除去した自然言語を 3 でのべた人工言語 IL に対応させる規則についてのべる.

4.1 範疇翻訳規則——自然言語の範疇と IL のタイプとの関係づけ

PTQ ではこの関係づけは次のような関数 f によって行われる.

[1]　$f(e)=e$

[2]　$f(t)=t$

[3]　$f(A/B)=f(A/\!/B)=\langle\langle s, f(B)\rangle\langle f(A)\rangle$

たとえば 'boy' の範疇は t/e であるから, [3]によって IL のタイプは $f(t/e)=\langle\langle s, f(e)\rangle, f(t)\rangle=\langle\langle s, e\rangle, t\rangle$ となる. また 'John' の範疇は $t/(t/e)$ であるから, $\langle\langle s, f(t/e)\rangle, \langle f(t)\rangle=\langle\langle s, \langle\langle s, e\rangle t\rangle\rangle t\rangle$ となる*.

以下, 統語範疇とそれに対応するタイプ, およびその意味, タイプを表わす表現を示す.

表-4　統語範疇とタイプ

統語範疇	タ　イ　プ	タイプの意味	タイプを表わす表現
e	e	個　体	$j, m, b, \cdots$
t	t	真理値	walk' (^b)
IV(=CN)	$\langle\langle s, e\rangle t\rangle$	個体概念の集合	walk', man'
T	$\langle\langle s, \langle\langle s, e\rangle t\rangle\rangle, t\rangle$	個体概念の性質の集合	$\lambda P[P\{{}^{\wedge}j\}]$
t/t	$\langle\langle s, t\rangle t\rangle$	命題の集合	necessarily'

4.2 基本語彙および統語規則の翻訳規則

統語範疇は, 4.1 に示したような翻訳規則によってタイプ翻訳されるが, 2 でその概要を示した S 1～S 17 までの基本語彙を含む統語規則はそれに対応する T 1～T 17 までの規則によって IL に翻訳される. そして 5 で例示するように, 統語部門で生成されたあいまい性の除去された分析樹に対して, この翻訳規則が適用され, 自然言語の表現は余すところなく IL の内包的表現におきかえられる. これに対して, インデックスを定めて, これらの内包的表現を意味公準や規約 (convention) を用いて, 外延的表現に順次おきかえてゆく. このようにしてえられた外延的表現に関して真理条件を定めることが意味論の最終段階である. この際, 注意すべきことは TG に属しているたとえば, Katz-Fodor (1963) の意味論が試みているように, 'colorful' というような単語をさらに分析していくつかの意味素性に分解することはせず, この意味は与えられたインデックスとモデルにおいて決まっているものと仮定して, 'colorful' をその一部に含む文の真理条件をそれを構成するより小さな構成要素たとえば, 'colorful' の外延から決めることが意味論の目標であるとする. ただし, 自然言語の基本表現, つまり単語をすべて IL の定項に機械的に翻訳するのではなく, きわめて限られた一部の語彙項目に限り, それをさらに分解している.

T 1　(a)　自然言語の基本語彙は関数 g によって IL の定項に写像される. $g(\alpha)\Rightarrow\alpha'$

e.g. $g(\mathrm{run})\Rightarrow\mathrm{run}'$

(b)　$\mathbf{be}\Rightarrow\lambda\mathcal{P}\lambda x\mathcal{P}\{\hat{y}[{}^{\vee}x={}^{\vee}y]\}$ (ただし, $\hat{y}$ は ^λy の略)

すでに λ operator の項目のところで説明したように, この翻訳は λ operator を二つ含む式であるから, 二項述語, つまり他動詞であるというおよその見当がつく. 次に $\mathcal{P}$ は $\langle s\langle\langle s\langle\langle s, e\rangle, t\rangle\rangle, t\rangle\rangle$ (つまり term phrase のタイプ), x は individual concept の変項であるから, このことを手がかりにして, まず第一に $\mathcal{P}$ に相当するタイプの表現が適用され, 次に変項 x のタイプに相当する表現が適用されてゆくということをこの翻訳は示している. また λ operator でくくられた変項以外の要素 $\mathcal{P}\{\hat{y}[{}^{\vee}x={}^{\vee}y]\}$ は何を意味するかというと, x, y は $\langle s, e\rangle$ の変項であるから $[{}^{\vee}x={}^{\vee}y]$ とはある個体概念 x と y はインデックスを定めた場合に, 等しいことを意味するタイプ t の表現である. 次に $\hat{y}[{}^{\vee}x={}^{\vee}y]$ とは ${}^{\vee}x={}^{\vee}y$ という式を満足する y の集合の内包を表わしている. したがって $\mathcal{P}\{\hat{y}[{}^{\vee}x={}^{\vee}y]\}$ 全体は $\mathcal{P}$ という predicate がどのような argument によって満足されるかを表わしている. つまり, $\mathcal{P}$ とは, ${}^{\vee}x={}^{\vee}y$ を満足するような y の集合を内包化したものが満足する性質であるということを,

---

* ただし, Bennet によると (1974), PTQ においては統語範疇の e は全く存在理由がないから, これを除いて t, CN および IV を基本範疇として扱っている. したがって, タイプへの翻訳も以下のようになる.

1′ $f(t)=t$　2′ $f(\mathrm{CN})=f(\mathrm{IV})=\langle e,t\rangle$　3′ $=3$

Dowty (1978) も Bennet に従っている.

表わしている.

(b) 'John' に代表する固有名詞は，個体を表わす e タイプの表現に翻訳されず，$\langle\langle s,\langle\langle s,e\rangle,t\rangle\rangle,t\rangle$ タイプの表現すなわち $\lambda PP\{j\}$ (John のもっている性質の集合) に翻訳される．同様に変項も固有名詞と同じく，$\lambda PP\{x_n\}$ (x_n という個体概念のもつ性質の集合) と翻訳される.

T 1(c) necessarily$\Rightarrow\hat{P}[\Box{}^{\vee}p]$

pは命題の変項であるから，${}^{\vee}P$ はあるインデックスを定めた場合の命題の真理値を意味し，$[\Box{}^{\vee}p]$ とはそれがすべてのインデックスにおいて成り立つことを示す t タイプの IL の表現である．$\hat{p}[\Box{}^{\vee}p]$ とは，したがって，ある指標を定めた場合の命題の真理値がすべてのインデックスにおいて成り立つようなPの集合を意味するが，それはとりも直さず，'necessarily' の意味にほかならない.

T 2 限定詞翻訳規則

もし $\zeta\in P_{CN}$ で ζ が ζ' という表現に翻訳されるならば，

1. every $\zeta\Rightarrow\hat{P}\wedge x[\zeta'(x)\rightarrow P\{x\}]$
2. the $\zeta\Rightarrow\hat{P}\vee y[\wedge x[\zeta'(x)\leftrightarrow x=y]\wedge P\{y\}]$
3. $a\zeta\Rightarrow\hat{P}\vee x[\zeta'(x)\wedge P\{x\}]$

3は 'a CN' の翻訳である．すでに λ operator に関する説明でふれたように，λ operator を含む表現はそれに対してどのようなタイプ t の表現が適用されると最終的にタイプ t になるのかが明示されている．つまり P は $\langle s,\langle\langle s,e\rangle,t\rangle\rangle$ の変項であるので 'a CN' は ${}^{\wedge}$walk' というようなタイプの表現が適用されるタイプの表現であることを意味している.

T 3 T 3はS3関係代名詞形成規則に対応する翻訳規則である.

$$F_{3},n(\zeta,\phi)\Rightarrow\hat{x}_n[\zeta'(x_n)\wedge\varphi']$$

(ただし $\zeta\in P_{CN},\varphi\in P_t$ で，かつ $\zeta\Rightarrow\zeta',\varphi\Rightarrow\varphi'$) すでにS 3によって 'fish such that we ate it' が生成されることは述べたが，$\hat{x}_n[\zeta'(x_n)\wedge\varphi']$ とは，x_n が ζ' (たとえば fish) という性質をもっていて，かつ φ' (たとえば we ate a fish) であるような x_n の集合という一項述語を表わしている.

T 4 関数適用規則 S 4~S 10 のうちの S 4 に対応し，次のような形をもっている.

$\delta\in P_{t/IV}$, $\beta\in P_{IV}$ で $\delta\rightarrow\delta'$, $\beta\rightarrow\beta'$ という翻訳であれば，$F_4(\delta,\beta)\rightarrow\delta'({}^{\wedge}\beta')$．関数適用規則はすべて $F_n(\delta,\beta)\rightarrow\delta'({}^{\wedge}\beta')$ の形をとる.

この T 4 によって，'John' と 'walk' の翻訳が以下のように与えられた場合に結合できる.

John$\Rightarrow\lambda P[P\{j\}]$; walk$\Rightarrow$walk'

John walks$\Rightarrow\lambda P[P\{j\}]$ (${}^{\wedge}$walk') (T 4)

$\Rightarrow{}^{\wedge}$walk' $\{j\}$ (λ変換)

$\Rightarrow{}^{\vee\wedge}$walk' (j) (brace convention)

$\Rightarrow$walk (j) (${}^{\vee\wedge}$の打消し)

(ただし括弧内に適用された規則が示してある.)

T 12 S 12 に対応する連言および選言規則であり，たとえば自動詞の連言規則は次のような形をもっている.

$\gamma\in P_{IV}$, $\delta\in P_{IV}$ でかつ $\gamma\rightarrow\gamma'$, $\delta\rightarrow\delta'$ と翻訳されれば，γ or $\delta\rightarrow\hat{x}[\gamma'(x)\vee\delta'(x)]$ と翻訳される.

たとえば，γ: walk, δ: talk とすれば，上の翻訳によって，walk or talk の翻訳は，「xは歩くか，もしくは話すかいずれかの性質をもったものの集合」という意味を表わしている.

PTQ には文および自動詞にそれぞれに連言・選言規則があるが，主語に every のような限量詞を伴う名詞句が生ずる場合には次の二つの文は真理条件が異なるので，PTQ の扱いは正しい*.

(1) Every man walks or talks

(2) Every man walks or every man talks.

つまり(1)にはT 12が適用され，(2)には次の T11 が適用されることになる.

T 11: ϕ, $\psi\in P_t$, $\phi\rightarrow\phi'$, $\psi\rightarrow\psi'$ ならば，$F_8(\phi,\psi)\rightarrow[\phi\vee\psi]$

T 14: S 14 に対応する量化規則

T 14 $F_{14,n}(\alpha_T,\varphi_t)\rightarrow\alpha'(\hat{x}_n\varphi')$

この翻訳が何を意味するのかをのべると，$\hat{x}_n\varphi'$ は $\lambda x_n\varphi'$ に等しいから，それは formula φ の翻訳 φ' に含まれる n 番目の変項の集合の内包，つまり変項の性質を表わす．次に $\alpha'(\hat{x}_n\varphi')$ とは x_n の性質は term phrase の翻訳 α' によって表わされる性質の集合に含まれることを表わす．たとえば，a woman' ($\hat{x}_n$ walks (x_n) and talks (x_n)) という表現は，「x_n は歩きかつ話すというような x_n の性質は a woman という性質の集合に含まれる」ということを意味している.

(以下次号)

(昭和 56 年 2 月 12 日受付)

* したがって，(2)から(1)を派生するような TG のある立場は正しくないといえる.

訂　正

池谷の講座「モンテギュー文法入門（1）～（3）」中で，以下のとおり訂正いたします．

Vol. 22　No. 3（1）

p. 229, 右上から6行目
誤：Copi
正：Cooper

p. 234, 左上から2行目
誤：φ
正：ϕ

Vol. 22　No. 4（2）

p. 328, 左下から20行目
誤：man,,
正：man′,

p. 328, 左下から12行目
誤：$\wedge$; $\vee$
正：$\wedge$(=and), $\vee$(=or)

p. 328, 右上から1行目
誤：$\hat{x}\varphi$
正：$\hat{x}\phi$

p. 328. 右上から2行目
誤：$\lambda x\varphi$
正：$\lambda x\phi$

p. 329, 右上から10行目（2）′
誤：$\wedge$ (man (x)
正：$\wedge x$ (man (x)

p. 331, 左下から4行目
誤：[e]
正：[d]

p. 331, 右下から14行目
誤：argument である．Ext
正：argument である Ext

p. 332, 左上から3行目
誤：$\mathrm{Ext}_{M,i,j,g}$ ($\vee\alpha$)
正：$\mathrm{Ext}_{M,i,j,g}$ ($^{\vee}\alpha$)

p. 333, 左下から13行目
誤：$F_{3,n}(\zeta, \psi)$
正：$F_{3,n}(\zeta, \varphi)$

Vol. 22　No. 5（3）

p. 404, 脚注*** 下から11行目
誤：$\lambda P \neg\vee_x P\{x\}$
正：$\lambda P \neg\vee x P\{x\}$

p. 404, 脚注*** 下から10行目
誤：$\cdots\wedge_x\cdots$
正：$\cdots\wedge x\cdots$

p. 405, 左表（7）
誤：$\wedge\lambda_u\varphi$
正：$^{\wedge}\lambda_u\varphi$

p. 405, 左上から3行目
誤：$\leftrightarrow\alpha(x)$
正：$\leftrightarrow\alpha(\mu)$

p. 405, 左から11行目
誤：変項
正：定項

p. 405, 左脚注* 1行目
誤：変頃
正：変項

p. 405, 右上から17行目
誤：$\vee n\square$
正：$\vee u\square$

p. 407, 左下から18行目より2行目まで(3.～12.)
誤：$\hat{P}$
正：$\hat{P}$

p. 409, 左下から15行目
誤：c は d
正：c は a

p. 409, 右上から14行目
誤：metal metal
正：metal

p. 411, 左下から11行目
誤：are
正：arc

p. 412, 右上から12行目
誤：また　　正：区