

法的知識の表現方法

一 論理流れ図および複合的述語論理による法的知識の表現一

吉野 一*

Abstract

法的知識の表現方法にとって重要な要素は、第一に、法律家に理解しやすく書きやすいものであること、第二に法の実際に対応した詳細な表現力があること、そして第三に法的推論の形式化に適合していることである。筆者は、第一の理由から論理流れ図による法的知識の表現方法を提案し、用いてきた。第二および第三の理由から複合的述語論理式 (CPF) を提案し、用いてきた。本稿はその表現方法を実例を用いて説明するとともに、その論理学的基礎付けを行なう、すなわち、そのシンタックスとセマンティックスを確立する。

1 はじめに

法律知識ベースを構築するためには、法律の条文や判決例さらには教科書等の文字で表現された知識源および文字では表現されていない法律家の暗黙知から法的知識を抽出して、それをコンピュータ上のデータベースに登録しなければならない。知識が単なるデータと違うのは、構造化され、それを用いてコンピュータが推論することができるように形式化されている点である。法的知識をいかなる仕方で形式化すべきか、言い換えれば、法的知識をいかなる方法で表現すべきか、要するに法的知識の表現方法は、法律知識ベース構築の課題にとって本質的な問題である。

法的知識の表現方法にとって重要な要素は、第一に、法律家に理解しやすく書きやすいものであること、第二に法の実際に対応した詳細な表現力があること、そして第三に法的推論の形式化に適合していることである。筆者は、第一の理由から論理流れ図による法的知識の表現方法を提案し、用いてきた。第二および第三の理由から複合的述語論理式 (CPF) を提案し、用いてきた。本稿はその表現方法を実例を用いて説明するとともに、その論理学的基礎付けを行なう、すなわち、そのシンタックスとセマンティックスを確立する。

この論文全体の構成は次の通りである。二章では、論理的流れ図による法的知識の表現方法を紹介する。三章では、複合的述語論理式 (CPF) について、その導入の理由、そのシンタックスとその法的知識表現および法的推論への適用、CPF のセマンティックス等を述べる。四章では全体の総括をする。

2 論理流れ図による法的知識の表現

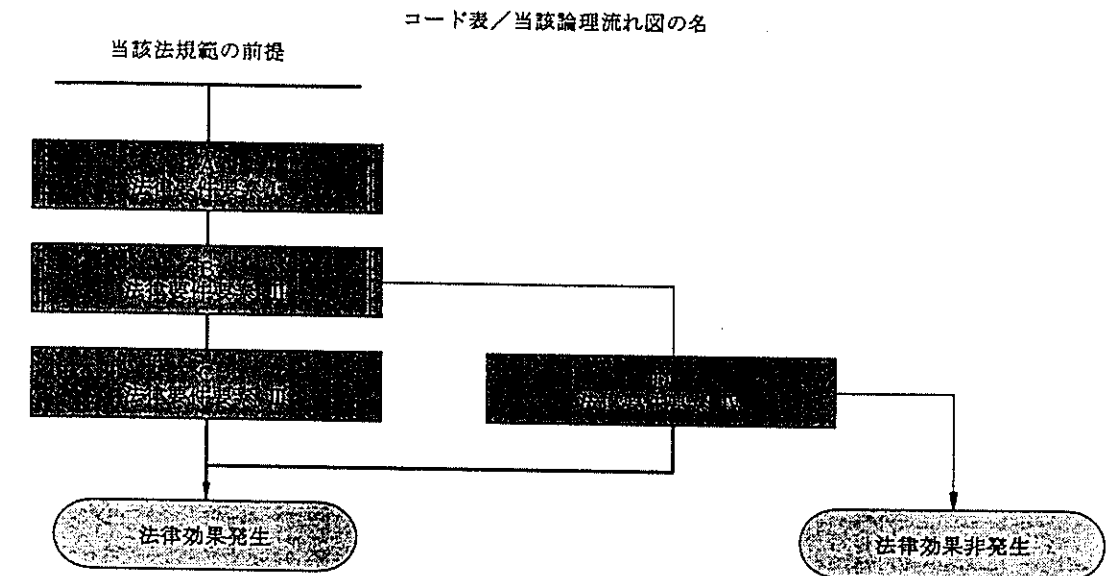
2.1 法規範文の論理流れ図とは何か

法規範文は「法律要件—法律効果」の構造を有している。法律要件が充足されたら法律効果が発生する、という構造である。法律要件は諸法律要件要素 (法律事実) の論理的結合から構成さ

*明治学院大学、108 東京都港区白金台 1-2-37、e-mail:hyoshino@tansei-u-tokyo.ac.jp

†公理系としては従来のものを採用する。したがってここであらためて公理系を提示することはしない。

れている。この法律要件・法律効果の構造を流れ図 (フローチャート)、より正確に言えば、論理流れ図によって表現できる。次の図 0、法規範文の論理流れ図の基本構造を示す。



<図 0: 法規範文の論理流れ図の基本構造>

上の図で四角は法律要件要素 (法律事実) を、実線はそれらの論理的結びつきを、楕円は法律効果 (その発生と非発生) を、出発点の下線の上は当該流れ図の前提を、図のヘッダーにあたる部分は当該図のコードと名称をそれぞれ表す。四角の枠の両端に縦棒が追加されている場合は、その要件の成否を判断するために子図があることを示す。各四角の枠の中に書かれた法律要件要素の判断が肯定されたとき、言い換えれば、当該命題が証明されたとき、判断は、原則として、下方へ実線で続いている法律要件要素に進む。法律要件要素の判断が否定されたとき、原則として、横に出てた線に続く要素の判断に進む。この上から下への判断の流れは、論理構造を示すが、それは、同時に、判断の順序、そして多くの場合、時間の順序にも対応する。

2.2 法規範文の論理流れ図の原理

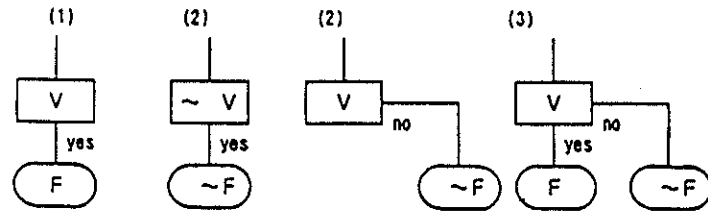
法規範文の論理流れ図を構成する原理を法規範文の論理構造との関係で説明する。単位法規範文の基本的構造は、法律要件と法律効果の結合からなる。両者は前者が充足されたときに、後者が発生するという関係にある。両者の結合は論理的結合である。すなわち、法規範文は、法律要件を前件とし法律効果を後件として、含意 (「ならば」:「—」)、反含意 (「ときにかぎり」:「—」)、または等値 (「ならばかつそのときにかぎり」:「—」) の論理的接合子によって両者が結び付いている、という論理構造を有しているのである。いま法律要件を命題記号 V で、法律効果を F でそれぞれ表現すると、法規範文の論理構造は命題論理により次の三つのタイプとして表現できる。

- (1) $V \rightarrow F$ (VならばF)
 (2) $V \leftarrow F$ (VのときにかぎりF)
 (3) $V \leftrightarrow F$ (VならばかつそのときにかぎりF)

(1)の場合はVはFの十分条件であり、(2)の場合はVはFの必要条件であり、(3)の場合はVはFの必要十分条件である。(2)はVとFとを入れ替えると(1)に還元できる。(2)は次の式(4)と論理的に等しい。

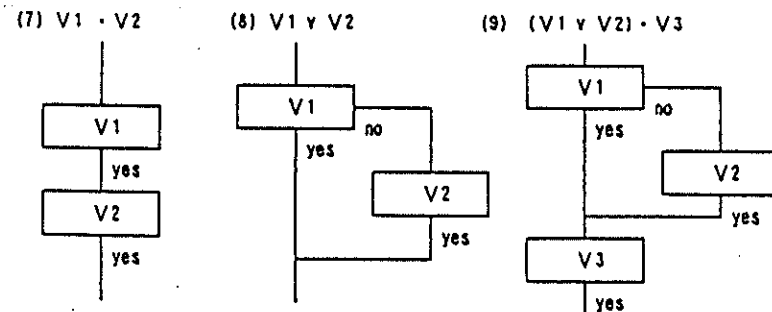
(4) $\sim V \rightarrow \sim F$

(1)、(2)および(3)のタイプの法規範文はそれぞれ図1のように論理流れ図であらわすことができる。



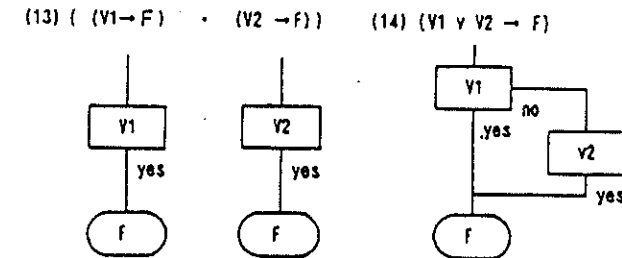
<図1 単位法規範文の基本的論理構造>

法律要件は、その要素、すなわち、法律要件要素に分解される。法律要件要素が相互に論理的に結合して、一つの法律効果と結び付いたひとつの(単位)法律要件を構成しているのである。その論理的結合は、連言(「そして」:「 $\cdot$ 」)および選言(「または」:「 $\vee$ 」)の論理的接合子による。両者の組合わさった場合もある。いま、ひとつの法律効果Fに結び付いている法律要件のVの要素をV1、V2、V3等々とする、その法律要件要素まで分解された法規範文の論理構造には(7)および(8)とその組合わさった(9)の三つのタイプがある。なお、それぞれの論理式にその下の論理流れ図(図2)が対応する。



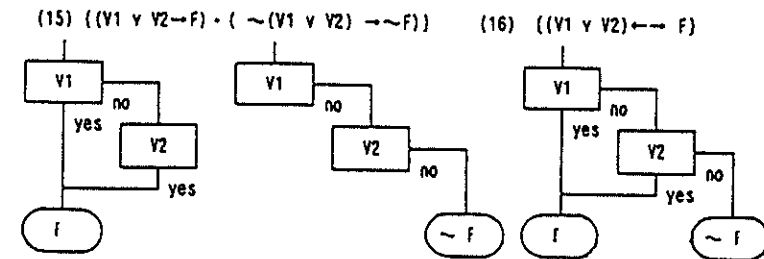
<図2 法律要件の内的論理構造>

複数の異なった法規範文が同一の法律効果を有する場合がある。この場合は、この法律効果で括ってそれらの法規範文の諸法律要件要素を結合して、一つの法規範文とすることができる。その原理は次の論理式ならびに論理流れ図(図3)によって表現できる。



<図3 法規範文の並列的結合の論理構造>

この場合、同一の法律効果を有する法規範文が全て尽くされて結合されているならば、言い換えれば、当該法律効果と結び付く法律要件が挙げられたものの他にないならば、その結合された法規範文における法律要件と法律効果の結び付きは、等値の論理関係となる。いま、Fという法律効果を有する法規範文に関して「 $V1 \rightarrow F$ 」と「 $V2 \rightarrow F$ 」の二つがその全てであるとすると、この関係は、次のような論理式と論理流れ図で表わされる。(この二つの規範の並存は(13)であり、したがって(14)と等しい。Fを発生せしめるのはこの二つに限るという法規範文は「 $\sim(V1 \vee V2) \rightarrow \sim F$ 」である((2)、(4)参照)。したがって、この二つを合わせると(16)となる。

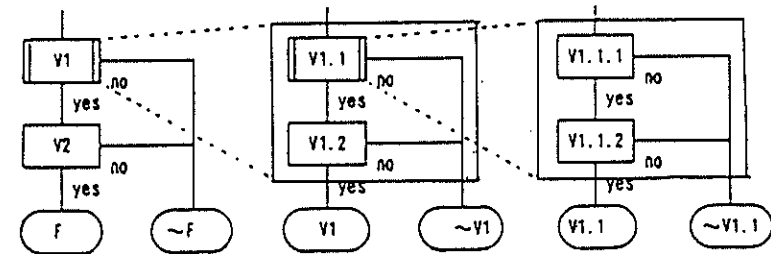


<図4 法規範文の基本形式から完全形式へ>

法は階層的体系構造を有している。すなわち、より具体的内容をもつ諸法概念をより抽象的概念によって包括し、あるいは逆に、より抽象的概念をより具体的法概念によって具体化するという形においてである。このことは法規範文間の結合においても妥当する。より抽象的な法規範文によってより具体的な諸法規範文が統合され、あるいは逆に前者が後者によってより具体化されるという形においてである。この抽象化度の、あるいは、同じことであるが、具体化度の違う二つの法規範文の結合原理は、原則として定義による。すなわち、論理的接合子等値(「ならばかつそのときにかぎり」:「 $\leftrightarrow$ 」)によって二つの法規範文が相互に結び付けられている。より抽象的な法律要件要素V1がより具体的な法律要件要素V1.1とV1.2とから構成され、またV1.1は

さらに V.1.1.1 および V.1.1.2 によって具体化されている場合を考えてみる。その論理式ならびに論理流れ図は図 5 に示されるとおりである。

(17) $(v1 \cdot v2 \rightarrow f)$ (18) $(V1 \rightarrow (V1.1 \cdot V1.2))$ (19) $(V1.1 \rightarrow (V1.1.1 \cdot V1.1.2))$



<図 5 法規範文階層的結合の論理構造>

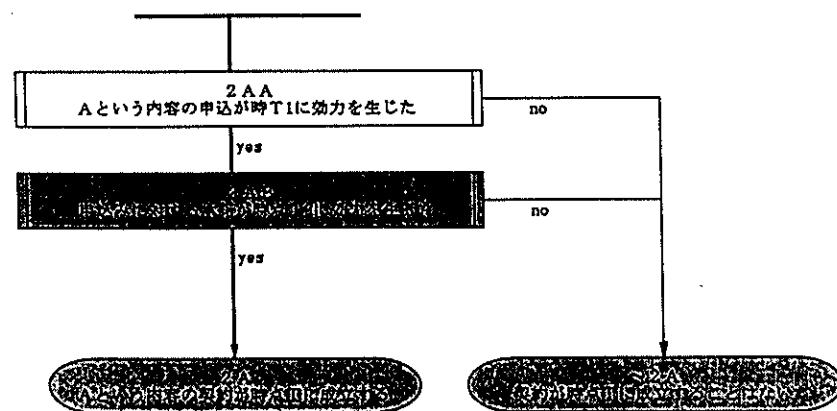
上の図において、(17)と(18)の関係ならびに(18)と(19)の関係はそれぞれメインとサブの関係、あるいは、親と子の関係と言ってもよいであろう。すなわち、(17)は(18)の親であり、(18)は(17)の子である。同じことが(18)と(19)の間にもいえる。すなわち、(18)は(19)に対しては親になるのである。

2.3 法規範文の論理流れ図の実例

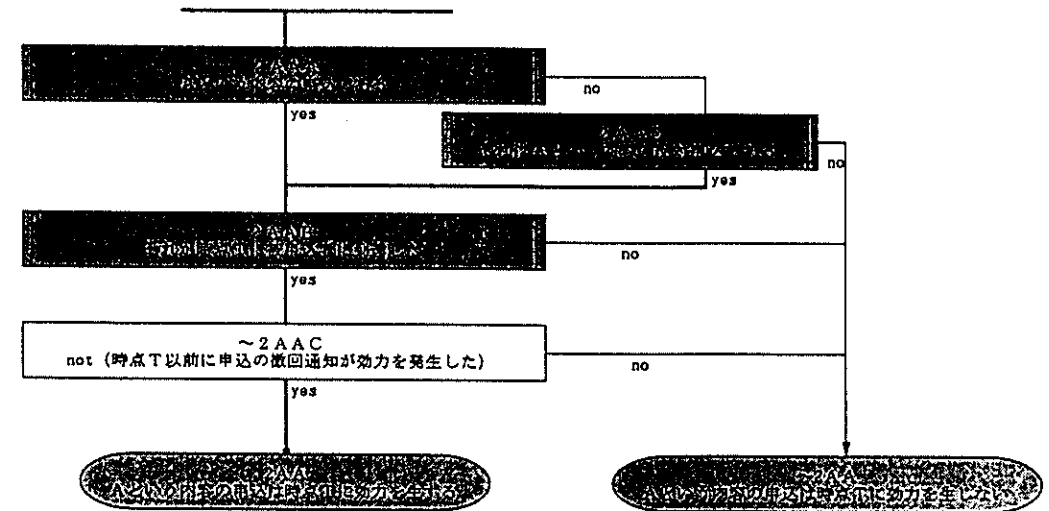
法規範文の論理流れ図の実例を以下の二図において提示する。いずれも国連売買条約からの例である。図 2A は、同法 23 条で規定されている「契約成立」という法律効果とそれを発生せしめるための要件を示す。この図で、図形のグレーの地は、条文にその概念が記述されていることを、無地は、条文にはなく図の作成者の解釈によって追加された命題であることを示す。図 2A の第 1 の法律要件要素 2AA「内容の申込が時点 t_1 に効力を生じた」を判断するための子図が図 2AA となる。これは同法 15 条に基づく図である。

<図 2A: 契約の成立時期>

【2A 契約の成立時期】 § 23



【2AA 申込の効力発生】 § 15



<図 2AA: 申込の効力発生>

2.4 論理流れ図による法的知識表現の利点

論理流れ図による法的知識の表現という方法には、次のような利点がある。まず第一に、この図であれば、普通の法律家・法学者が書くことができ、またその意味を容易に理解することができる。論理式で法的知識を表現する場合はそうはいかないであろう。第二に、この流れ図を書くことによって、法律家が無意識のうちにやっている判断の順序や法律事実の時間的順序について理解が明示的に示されることである。第三に、この流れ図を書くことは、法的知識を体系化することに有効であることである。その際、法律家が暗黙のうちに前提していた法的常識、とりわけ知識の体系化において用いられる枠組みとしての抽象知識が発見・確認される。この流れ図による表現の限界は、これが基本的には命題論理レベルにおける形式化であるという点にある。文の内部構造に依存した詳細な法的知識の表現のためには、さらに述語論理による形式化が必要である。法的知識の述語論理的表現のために、筆者は述語論理を保存的に拡張した複合的述語論理式を開発している。これについて次節において述べる

3 複合的述語論理式 (CPF) による法的知識の表現

3.1 なぜ CPF か

ここではわれわれが CPF を導入した理由について述べる。それは、一言で言うと、法的知識を適切で分かりやすい形に表現するためである。この点を明確にするために、従来の一階の言語で法的知識を表現するといかに困難であるかについて述べるのがよいであろう。法律の中でよく使われる文を例にとって考えてみよう。

例: 「太郎が花子に申込をして、それが承諾された。」

これを従来の一階の言語で表現しようとする一般にはうまくいかない。それは、まさに「それが」という部分が表現しようとする対象にある。上の文で、「太郎が花子に申込をする」を「offer(太郎, 花子)」で記号化するとすれば、「それが承諾された」はどのように記号化されるであろうか。指示代名詞「それ」が指すものは何であろうか。太郎の花子に対する申込である。しかし、従来の一階の言語で名指すことができるのは、個物だけであって、太郎の花子に対する申込という事態を指すことができない。われわれが従来の一階の言語の内部にとどまる限り、上の例文を一つの述語「 $p(x_1, x_2)$ 」を使って「 $p(\text{太郎}, \text{花子})$ 」で表現するしかないであろう。しかし、これでは、この例文が持つ内部構造が適切に表現できない。これは法律的推論にとって致命的である。

今の問題点を整理すると、こういうことになる。すなわち、従来の一階の言語には「あの契約」や「1994.2.3.15:00に札幌で行なわれた売買」のような個々の法律的行为に言及するための装置が存在しない。さらに、「あの契約」という表現に出てくるような指示代名詞の表現に相当するような言語的装置が従来の一階の言語には存在しない。しかし、法律の言語を考える場合には、これらの表現を扱えることが当然必要になってくる。

3.2 いくつかの先行アプローチ

今述べた目的のために通常の述語論理の言語でこれまで行われてきた工夫としては、例えばラムダオペレータを用いた表記法、クラスによる表記法等が考えられるであろう。以下その方法について簡単に述べ、その欠点を指摘する。

3.2.1 λ 記号による方法

例えば、「 X が Y と契約する」を「 $\text{contract}(X, Y)$ 」で記号化すると、契約という関係は、 λ 表現を使って、下のように書き表わせる。

$$\lambda X \lambda Y (\text{contract}(X, Y))$$

一般に、 λ 演算子は与えられた述語からその述語が表わす概念に言及する表現を形成する。しかし、これでは「あの時、太郎と花子の間に取り交わされた契約」のような個々の契約に言及することができない。われわれが求めているのは(法律的な)関係の具体的な事例(インスタンス)の名前であって、抽象的な概念の名前ではない。

3.2.2 クラスによる表現

それでは、クラスで表現したらどうであろうか。この試みは、関係をクラスによって表現し、個々の事例をその要素という形で表わそうというものである。例えば、「ある申込が承諾された」という文を記号化してみると、

$$A = \{X : \text{accept}(X)\}$$

$$O = \{Z : \exists X \exists Y (\text{offer}(X, Y) \wedge Z = \langle X, Y \rangle)\}$$

とおくと、 A 、 O はそれぞれ、承諾という概念、申込という概念(の外延)を表わす。そこで、

$$\exists Z (Z \in O \wedge Z \in A)$$

によって、上の文の記号化を与える。これは、最終的には次のように書き換えられる。

$$(1) \exists Z \exists X \exists Y (\text{offer}(X, Y) \wedge Z = \langle X, Y \rangle \wedge \text{accept}(Z))$$

しかし、この方法では、「申込の拒絶」というような複雑な表現を構成するのが大変困難である。

3.3 CPFの特徴-ID-記号の導入

いずれにしても、上の方法は、例えば、「契約」という概念そのものを指示するには適しているが、個々の契約を指示するには適しているとはいえない。表現そのものはクラスのメンバーという形で一応は出来るが、「あの契約」の「あの」が意味することを的確に表現するにはふさわしくない。「 X が Y に申込して、その申込が承諾された」という例文で、その代名詞が指すものを表現するには、クラスで表現することはほとんど不可能である。しかし、自然言語での指示代名詞の役割を果たすような表記法をいれるとこれを簡単に表現することが出来る。それがID-記号である。これがID記号導入の理由である。

そこで、従来の一階の言語の限界を越えて、個々の(法律的)行為に言及するような表現を以下に述べるような仕方導入する。

$\text{offer}(Z, X, Y)$: Z は X の Y に対する申込である。

$\text{acceptance}(W, Z)$: W は Z の承諾である。

とすると、「 X の Y に対する申込が承諾された」は次のように記号化される。

$$(2) \exists Z (\text{offer}(X, Y, Z) \wedge \text{acceptance}(Z, W))$$

(1)と(2)を比較すると、(2)の方がより適切で簡明である。これは個別的な関係や行為に言及する表現を導入したからである。さらに進んで、われわれは個々の契約や承諾により明確に言及するような表現-ID記号-を導入する。一般に、述語 $p(X_1, \dots, X_n)$ に対して、

$$ID - p(X_1, \dots, X_n)$$

は当の述語のID記号である。より具体的に言うと、例えば、述語 $\text{contract}(X, Y)$ に対して、

$$ID - \text{contract}(X, Y)$$

は X, Y 間の契約を表わす。別の言い方をすれば、それは当の契約の名前である。(2)はID記号を使ってこのようにより簡潔に書ける。

$$(3) \text{acceptance}(ID - \text{acceptance}, ID - \text{offer})$$

ID-記号のこの名詞化 nominalization の機能は特に強調されねばならない。ラムダ演算子やクラスによる表記法が、ある概念そのものの名前を形成するのに対し、ID-記号のほうは、ある概念の事例の名前を形成する。例えば、

例 「あの申込の拒絶」

これは、ID-記号を使って

$$(4) ID - \text{reject}(-, ID - \text{offer}(-), -)$$

と書き表わせる。ID-記号においてはこのような複雑な名詞化も可能である。

補足として述べておくが、ID-記号が名前として機能するには、ID-記号の指示対象に対して明確な同一性の基準が与えられていることが必要である。それはすなわち、概念の個別的な事例に対して存在条件が定義されているということである。そのためには、法律で扱う個々の概念そのものが厳密に定義されていなければならない。しかし、これは法律の問題であって、論理で扱う問題ではない。

3.4 CPF のシンタックス

これから、CPF のシンタックスの定義を行なう。大部分従来の一階の言語と同じであるが、CPF の言語が従来のそれと大きく異なるのは、格記号²や ID-記号を導入した点である。CPF のシンタックスは以下の通りである：

1. アルファベット：

1.1. 個体変項： $X_1, X_2, \dots, T_1, T_2, \dots$

1.2. 個体定項： $a_1, a_2, \dots$

1.3. 格 case 記号： $agt : , obj : , goa : , tim : , \dots$

1.4. 述語記号： $p_1, p_2, \dots$

1.5. リスト記号 $[,]$

1.6. 論理定項： $\neg, \leftarrow, \vee$

1.7. 補助記号： $(,)$ (コンマ)

2. 言語 CPFL の項と式の定義：

2.1 個体定項と個体変項と ID-記号は項である。

2.2 t が個体定項か個体変項か ID-記号であれば、 $agt : t, obj : t, tim : t, goa : t$ は項である。
($c_1, c_2, \dots$ で case 記号を表わすことにする。)

2.3 $[t_1, \dots, t_n]$ ($t_i (1 \leq i \leq n)$ は項) はリストである。

2.4 述語 p について、 $p([t_1, \dots, t_n])$ は式である。

2.5 A, B が式であれば $\neg A, A \leftarrow B$ も式である。

2.6 $A(X)$ が式であれば $\forall X A(X)$ も式である。

2.7. 述語 ID 記号の定義： 述語 $p([t_1, \dots, t_n])$ について、ID- $p([t_1, \dots, t_n])$ は当の述語の ID-記号である。³

2.8 式 $p([t_1, \dots, t_n])$ について、 $p(ID - p, [t_1, \dots, t_n])$ も式である。⁴

2.9 項と式は 2.1-2.8 でできるすべてである。

他の論理定項は、定義によって導入する：

$$A \wedge B \triangleq \neg(\neg B \leftarrow A)$$

$$A \vee B \triangleq B \leftarrow \neg A$$

$$\exists X A X \triangleq \neg(\forall X \neg A X)$$

² 格記号は述語の内部構造を明確に表現するために考案された表記法である。格記号の構文論的および意味論的な身分については別の機会に詳細に論じることとする。

³ 誤解が生じない限り、ID-記号の中の引き数は適宜省略することにする。またわれわれは派生的に、述語記号 p についても ID-記号 $ID - p$ を定義しておく。

⁴ 前者の形の式を ID-記号抜ききの式、後者の形の式を ID-記号付ききの式と呼び、区別して考えるがそれらには内容上の相違はない。

3.5 CPF による法的知識表現

CPF のシンタックスを定義した後で、これを使った CPF の法的知識表現について述べる。ここでは法律の条文を一つ例にとって、それが CPF の言語にどのように翻訳されるかを具体的に見ていくことにする。

CISG 23 条： A contract is concluded when an acceptance of an offer becomes effective.

邦訳： 契約は、申込に対する承諾が効力を生じたときに成立する。

まず、上の条文に現われる述語の一つ一つを CPF の述語に翻訳する。

1. $contract(ID - co, [agt : [X, Y], obj : C])$: X と Y の間に C という内容の契約が成り立つ
2. $acceptance(ID - ac, [agt : X, obj : ID - of, goa : Y])$: X が Y に対して $ID - of$ を承諾する
3. $offer(ID - of, [agt : X, goa : Y, obj : C])$: X が Y に対して C という内容の申込を行なう
4. $be - concluded(ID - bc, [obj : ID - co, tim : T])$: $ID - co$ が時間 T において成立する
5. $become - effective(ID - be, [obj : ID - ac, tim : T])$: $ID - ac$ が時間 T において効力を生じる

これに基づいて、上の条文は下の形の式に翻訳される。

$$\begin{aligned} & be - concluded(ID - bc, [obj : ID - co, tim : T_1]) \wedge contract(ID - co, [agt : [X, Y], obj : C]) \leftarrow \\ & become - effective(ID - be, [obj : ID - ac, tim : T_1]) \\ & \wedge acceptance(ID - ac, [obj : ID - of]) \\ & \wedge offer(ID - of, [agt : X, goa : Y, obj : C]) \end{aligned}$$

このような形の式をフラット化された CPF の式 (FCPF) と呼び、これは下記の形の式と等値である：

$$\begin{aligned} & be - concluded(ID - bc, [obj : contract(ID - co, [agt : [X, Y], obj : C]), tim : T_1]) \leftarrow \\ & become - effective(ID - be, [obj : acceptance(ID - ac, [agt : X, goa : Y, \\ & obj : offer(ID - of, [agt : X, goa : Y, obj : C])]), tim : T_1]) \end{aligned}$$

この式は上記 FCPF の短縮表記である。知識ベースにはこの形で記述されて入力される。推論実行のためには、上記 FCPF にコンパイル (フラット化) される。⁵

つぎにフラット化の手続きの概略を述べる。任意の CPF の式 A は以下の仕方で FCPF のある式にフラット化される。すなわち、任意の CPF の式 A について、

1. もし、式 A の中に $p(ID - p, [c_1 : t_1, \dots, c_i : q(ID - q, []), \dots, c_n : t_n]) (1 \leq i \leq n)$ という形の式がなければそのまま。
2. もし、式 A の中に上記の形の式があれば、その中で一番左側のものを選んでくる。 $c : q(ID - q, [])$ (ここで q は述語記号) を $c : ID - q$ で置き換え、さらに、もとの式 p を以下の式に置き換える。

$$p(ID - p, [\dots, c : ID - q, \dots]) \wedge q(ID - q, [])$$

3. 2 の操作をもうやこれが適用できなくなるまで順次繰り返していく。

⁵ この手続きは、実質的には many sorted な式を one sorted な式に変換する手続きである。

3.6 CPF の法的推論への適用

CPF においては、ID-記号が重要な役割を果たしている。ID-記号の利点のいくつかについては、すでに簡単に触れておいたが、ここで、法的推論にとっての ID-記号導入の利点についてさらに詳細に述べておきたい。その利点とは、一つには、一階の述語論理の推論規則がそのまま適用できる、ということである。一方、ID-記号の導入によってわれわれの言語の表現力が増したので、これまで不可能であった推論が可能になった。例えば、下のような推論を考えてみよう。

前提 1. A が B と契約を交わした。

前提 2. その契約が有効であれば、A は B からお金がもらえる。

前提 3. その契約は有効である。

結論 A は B からお金がもらえる。

この推論は、従来の一階の述語論理では、形式化が不可能である。それは、通常の一階の述語論理には「その契約」といったような個々の行為に言及するための装置がないからである。

一方、CPF では上の推論が実際に正しい推論であることが示される。この推論は CPF では以下のように形式化される。

前提 1. $contract(ID-co, A, B)$

前提 2. $Get-money(A, B) \rightarrow Become-valid(ID-Bv, ID-co)$

前提 3. $Become-valid(ID-Bv, ID-co)$

結論 $Get-money(A, B)$

この推論が CPF において実現されうるということは容易に確かめられる。この推論が可能になったのは、一階の述語論理の推論規則を拡張したからでなく、われわれが、「ID-co」のような、行為の個別的な事例、今の場合にはその契約に言及する表現を形式言語に導入したことによって形式言語が拡張したことによる。したがって、拡張される前のもとの言語の範囲にとどまっている限り、証明されることがらは同じである。別の表現を借りて言えば、CPFL はもとの標準的な言語の保存的拡張 conservative extension をなしていると言えよう。

法的推論における ID-記号の使用に関して次のような事柄も指摘しておくべきであろう。

1. $ID-contract(-)$ が使われ、他の ID-記号が現われないようなある推論において、われわれは曖昧なままでも安全に $ID-contract$ の同定を行なうことができるであろう。このことは、ID-記号が現われていても、その中では $ID-contract$ が使われないのであれば、可能である。
2. $ID-contract$ が使われてしかもそれが、例えば、 $ID-r(t_1, \dots, ID-contract, \dots, t_n)$ のように、他の ID-記号の中にも現われてくるような別の推論では、誤同定の危険がある。 $ID-r$ の内容は異なる $ID-contract$ に依存して決まってくるかもしれない。

3.7 CPF のセマンティックス

われわれは CPF のセマンティックスを通常通りに定義することができる。すでに述べたように、CPF の言語と通常の一階の言語の間との唯一の大きな相違は、前者においては ID-記号が導入されていることであった。述語の ID-記号は、その述語が表わす概念の外延の個別例に言及するようもくろまれている。CPF のセマンティックスはこの点を考慮して構築されている。以下に CPF のセマンティックスの詳細を述べる。

Definition 3.1 (ID-記号のレベル) ID-記号 $ID-P(t_1, \dots, t_n)$ が与えられたとき、 $ID-P(t_1, \dots, t_n)$ の中の ID-記号全体の個数をその ID-記号のレベルと言い、 $LEVEL(ID-P(t_1, \dots, t_n))$ で表わす。

Definition 3.2 $M = \langle D (= D_1 \cup D_2 \cup \{\perp\}), I \rangle$ は割り当て $g (= g_1 \cup g_2)$ に関しての CPFL のモデルである。 $\Leftrightarrow$

1. D_1, D_2 はそれぞれ個体の集合、時間の集合である。また、 $D_1 \cap D_2 = \emptyset$ と規定しておく。 $\perp$ は $\perp \notin D_1 \cup D_2$ であるようななんらかの対象である。
2. $g_1 : INDVAR^6 \rightarrow D_1$ かつ $g_2 : TIMVAR \rightarrow D_2$
3. t が個体定項のとき、 $I(t) \in D_1$
4. n 項述語 p について、 $I(p) \subseteq D^n$ ここで、 D^n はデカルト積である。
5. (ID-記号の解釈) 述語記号 $p(t_1, \dots, t_n)$ が与えられたとき、その ID-記号の解釈 $I_g(ID-p(t_1, \dots, t_n))$ は以下のように ID-記号のレベルに関しての帰納法で定義される。⁷ $I(ID-p)$ は D 上に定義される対応 correspondence である。すなわち、任意の n -項述語 p 、任意の $e_1, \dots, e_n \in D$ について、 $I(ID-p)(\langle e_1, \dots, e_n \rangle) \subseteq D$ 。⁸ そこで $LEVEL((ID-p(t_1, \dots, t_n))) = n \geq 2$ であり、レベル $m (m < n)$ の ID-記号に対して解釈が定義されているとすると、 $I_g(ID-p(t_1, \dots, t_n))$ は次のように規定される。
 1. もし、 $(I(ID-p)(\langle I_g(t_1), \dots, I_g(t_n) \rangle)) \neq \emptyset$ であれば、 $a \in I(ID-p)(\langle I_g(t_1), \dots, I_g(t_n) \rangle)$ であるような適当な要素 a を取ってきて、 $I_g(ID-p(t_1, \dots, t_n)) = a$ とおく。
 2. そうでなければ、 $I_g(ID-p(t_1, \dots, t_n)) = \perp$ とおく。

Definition 3.3 (式の充足 satisfaction) われわれは CPF の式の充足を帰納的に定義する。すなわち、任意のモデル $M = \langle D, I \rangle$ とその割り当て関数 g について、

1. $M \models_g p(t_1, \dots, t_n) \Leftrightarrow \langle I_g(t_1), \dots, I_g(t_n) \rangle \in I(p)^9$
- 1.1. $M \models_g p(ID-p, t_1, \dots, t_n) \Leftrightarrow \langle I_g(t_1), \dots, I_g(t_n) \rangle \in I(p)^{10}$

⁶ $INDVAR, TIMVAR$ はそれぞれ個体変項、時間変項全体の集合を表す。

⁷ I_g は、変項 X に対しては $I_g(X) = g(X)$ 、その他の種類の項 t に対しては $I_g(t) = I(t)$ を与えるような関数である。

⁸ 特別な場合には、 $I(ID-p)$ は関数になる。上のように一般的な仕方では定義した理由については後で述べる。

⁹ ここで $M \models_g A$ は「 g が M において A を充足する」と読む。また、CPF の述語の本来の形式は述語の各項がリストの形で入っているものであるが、ここでは見易さのため、そうでない、従来の形の述語を採用する。それらの間に本質的な相違はない。

¹⁰ ID-記号抜きの原子式 $p(t_1, \dots, t_n)$ と ID-記号付きの原子式 $p(ID-p, t_1, \dots, t_n)$ の充足は同じように定義される。

2. $M \models_g \neg A \iff M \not\models_g A$ ¹¹
3. $M \models_g B \iff A \iff M \models_g A \text{ or } M \models_g B$
4. $M \models_g \forall X A(X) \iff \forall g' \text{ s.t. } g' =_X g, (M \models_{g'} A(X))$ ¹²

このモデルの構成の背後にある考えについて説明をしておかなければならない。特に説明を要するのは、ID-記号の解釈である。もし、ID-記号を関数との類比で理解しようとするれば以下のようになるであろう。

$$ID-r : \langle X_1, \dots, X_n \rangle \mapsto X_{n+1}$$

すなわち、

$$ID-r(X_1, \dots, X_n) = X_{n+1}$$

よってわれわれは次のように定義したくなる: 割り当て関数 f のもとで、

$$I_f(ID-r(X_1, \dots, X_n)) = I_f(ID-r)(\langle f(X_1), \dots, f(X_n) \rangle)$$

ここで、 $I_f(ID-r)$ はある関数である。

もし、 $I_f(ID-r)$ が空でない値域を持つ関数であるならば、言語における $I_f(ID-r)$ の対応する役割は単に単称指示句 singular term である。そしてわれわれはこの種の表現をすでに持っている。例えば、「あの甲と乙の契約」というような表現である。

しかし、われわれは上で言われた契約が一意に決まるとか、多数あるとか常に言うことができるであろうか。もし、甲と乙の間にいくつかの契約があつて、われわれが、情報の欠如のために、ただ一つの契約を決めることができないとしたら、それらは曖昧になってしまう。

例えば、甲と乙が交わした契約が、3月17日の契約と12月16日の契約というように複数個存在するとしよう。そのため、彼らが口論しているときに、彼らが引き合いに出す契約について意見が食い違っているというような場合が十分考えられる。また、ある契約について推論を行なう場合でも、それがどの契約であるかについて完全な知識を持っていないままで推論を行なうということも十分ありうることである。むしろ、このような推論こそ日常的な推論の多くの場合を占めているのではないだろうか。そこで、われわれの意味論が、日常的推論の持つこの曖昧な側面をよりの確に反映するように、 $I_f(ID-r)$ が関数にならない場合も含めて定義したのである。

ID-記号の意味論的解釈に関してさらにコメントを二、三述べておきたい。

- $I(ID-r)$ は数学的に理解すると対応 correspondence である。もし、それが関数であるならば誤同定の問題は存在しないであろう。そしてわれわれは適切な対象を考えることができる。
- $\text{Range}(I(ID-r))$ は常に有限であると考えられる。したがって、われわれは、 $\text{Range}(I(ID-r))$ の要素を取り出すために選択公理のような道具立ては必要としない。

¹¹ ここで $M \models_g A$ は「 g は M において A を充足しない」と読む。

¹² ここで、 $g =_X g' \iff$ 任意の変項 Y s.t. $Y \neq X$ について、 $g(Y) = g'(Y)$

4 むすび—今後の課題

これまで、CPF の本質的な部分 (シンタックス、それを使った法的知識表現と法的推論、セマンティックス等) について詳細に述べてきたが、最後にもう一度、CPF の導入、特に ID-記号の導入のメリットについて簡単にまとめておくことにする。

- 表現力が豊富になる。契約、売買等の個々の法的行為に言及することができる。
- 自然言語により近い形での法的知識表現が可能になる。

このように ID-記号の導入のメリットには大きなものがあるが、何よりも、CPF に対して論理的基礎付けを与えたことがこの論文の一番大きな意義であると言えよう。

今後の課題についても若干述べておきたい。今回は、議論の焦点が不明瞭になるのを嫌って格記号についての説明は避けたが、これも CPF の重要な概念である。格記号は、述語の中の項が、当の述語の中でどのような役割を果たしているかを明確にするための表記法であるが、このような文法的カテゴリーに意味論を与えることは、興味深い課題であると言えよう。

また、ID-記号の指示代名詞としての特徴についてはしばしば言及しておいたが、われわれは、他の種類の指示代名詞 (「私」等のような指示詞 indexicals, 「私が持っている本」のような指示句 demonstrative 等) をも含めたより広範な視点からそれを考察しなければならないであろう。そこで、われわれは次の点について検討していくことを今後の課題とする。

- 指示代名詞を使って表わされる対象をいかにして形式的に表現するか
- なぜそれらは法的知識表現に必要なのか

謝辞: 本研究をまとめるにあたり本重点領域の AO1 研究計画班の西脇与作慶應義塾大学教授ならびに同博士課程学生佐々木昭則氏のご協力を得た。特に記して深甚の謝意を表する。

参考文献

- [1] Ebbinghaus, H.D., J. Flum and W. Thomas, *Mathematical Logic*, Springer, 1984.
- [2] Gupta, A., *The Logic of Common Noun*, Harvard University Press, 1980.
- [3] Smullyan, R., *First-order Logic*, Springer, 1968.
- [4] 吉野一「法適用へのコンピュータの応用の可能性」(読売新聞社賞受賞論文) 読売新聞, 1983年12月22日夕刊9面所収
- [5] 吉野一「法適用過程における推論へのコンピュータの応用」『法とコンピュータ』No.3, June, 1985, pp.77-94
- [6] Yoshino, Hajime, 'Logical Structure of Law and the Possibility of Computer Aided Legal Reasoning' in: ARSP (Archiv fuer Rechts- und Sozialphilosophy) Beihefte Nr.30, 1986, pp. 185-202
- [7] 吉野一他「法律エキスパートシステム・LES-2」in: Proc. of "The Logic Programming Conference '86", 1986, pp. 68ff.

- [8] Yoshino, Hajime, et al. 'Legal Expert System Les-2', in: Wada, E. (Ed.) Logic Programming '86 (Lecture Notes in Computer Science 264), 1987, p.36ff.
- [9] 吉野 一, 法律エキスパートシステムに関する調査報告書, 平成元年3月, 機械システム振興協会, pp.51-81
- [10] 吉野 一, 法的知識の構造解明と法律知識ベースの構築に関する調査研究報告書, 平成2年3月, 機械システム振興協会, pp.27-32, pp.41-55

国連売買条約の論理流れ図

—第2部「契約成立」—

吉野 一 (明治学院大学)

A03計画研究班「法律知識ベースの構築」の研究成果の一つである、国連売買条約の知識構造の論理流れ図による表現を以下に報告する。

本流れ図の作成にあたって、法律要件・法律効果の組み合わせですべての図を構成するよう留意した。またひとり同法に限らず、すべての契約法に共通する普遍的な構造を発見するようにつとめ、その観点から同法の知識の体系化を計るよう努力した。

論理流れ図 (94. 3. 7現在の目次)

- 2A. FLO【契約の成立】 § 23
 - 2A1. FLO【条件付承諾による契約の成立】 § 19Ⅱ
 - 2AA. FLO【申込の効力発生】 § 15
 - 2AAA. FLO【申込】 § 14
 - 2AAAC. FLO【申入れの明確性】 § 14Ⅰ
 - 2AAB. FLO【意思表示の到達の定義】 § 24
 - 2AB. FLO【承諾の効力発生】 § 18Ⅱ・Ⅲ
 - 2A1B. FLO【条件付承諾の効力発生】 § 19Ⅱ
 - 2ABA. FLO【承諾】 § 18Ⅰ・§ 19Ⅱ
 - 2A1BA. FLO【条件を付した承諾】 § 19Ⅱ
 - 2A1BAC. FLO【契約の実質的変更】 § 19Ⅲ
 - 2ABD. FLO【効力がある】
 - 2ABDB. FLO【時点T1以降時点Tまでに効力を失う】
 - 2ABDBA. FLO【申込が効力を失なう】 § § 16～18
 - 2ABDBAA. FLO【申込みの事後撤回 (revocation) の効力発生】
 - 2ABDBAAA. FLO【申込の事後撤回可能性】 § 16
 - 2ABDBAB. FLO【申込の拒絶の効力発生】 § 17
 - 2ABDBAC. FLO【申込の承諾適格期間徒過】 § 21Ⅰ・Ⅱ
 - 2ABDBACA. FLO【遅延した承諾】 § 18Ⅱ
 - 2ABDBACB. FLO【それは承諾期間内である】
 - 2ABDBACBA. FLO【承諾適格期間の始期】 § 20Ⅰ
 - 2ABDBACBB. FLO【承諾期間の終期】
 - 2ABE. FLO【承諾撤回の効力発生時期】 § 22
- (条文) 国連売買条約 第14条～24条