知識ベース・システムKAUS
――その知識表現と推論機構

大須賀節雄
（東京大学 宇宙航空研究所）

1．序

知識ベース・システムは将来設計、医療診断，教育，研究，意志決定支援など多くの分野で要求されるようになることが予想される。 このため広範囲の分野で利用できる、十分大きな知識ベースを備えた実用的な知識ベース・システムの設計基準を確立しておくことは重要なことである。 この論文は第一に知識ベース・システムの見通しに基づいて設計時に考慮すべき重点項目を求め、次いでこのような考え方に沿って設計されたKAUS（Knowledge Acquisition and Utilization System）について述べる。 特にKAUSの知識表現，知識構造化，推論機構について従来のものから拡張された部分について述べる。

2．知識ベース・システムの諸性質に関する考察

以下において知識ベース・システムは知識ベースと推論機械をその主要構成要素として持つものとし、知識ベース・システムについて重要と思われる諸点について考察する。

(1) 知識独立性――システム内で知識が処理系すなわち推論アルゴリズムと独立に定義できることを知識独立性と呼ぶことにする。 また解くべき問題領域についてのすべての記述（すなわち知識）を問題レベルの知識，個々の記述を知識片と呼ぶ。 知識独立性は推論マシン内の推論アルゴリズムが知識表現の内容によらず，そのシンタックスのみに依存して定義されている場合に満たされる。 これは知識表現の形式が前もって固定されていることを前提とする。 知識独立性が満たされた場合には，汎用の知識ベース・システムが得られる。

(2) 知識の表現形式――知識ベースは個々の事実や規則等の知識モジュールの集積であり，これが問題に応じ内容のマッチングを通して組合わされる。 知識の利用が完全に行なわれるためには指標化等の手段によらず知識モジュールの内容そのものによるマッチングが望ましい。 また知識は最終的には計算機の有する情報変換機構を駆動する情報として用いられる。 このように知識表現は推論系にたいしては被処理情報であり，変換機構にたいしては従来の命令と同様の駆動情報であるという二面性が要求される。 逆に計算機としては推論機構と変換機構というレベルの異なる二つの処理系を有することになる。

(3) 無矛盾性・冗長性――知識ベース・システムは知識体系としての無矛盾性、冗長性のチェック機能をシステム自身が有する場合に限り，新しい知識の挿入や更新・削除が、既存知識との干渉を意識することなく実行される。 (1)の処理系からの独立性と共にこれは現実の環境で用いられるために重要な要素であるが、これを満たすために知識体系全体として管理される必要があり，ここでも知識表現の形式化が一層強く要求される。

(4) データベース・アクセス――知識ベース・システムの利用が期待される多くの分野では同時に大量のデータ利用が予想され，既存のDBMSの下で管理されているものへのアクセスも必要となる。したがって表現形式の異なる知識とこれらデータとの共用，そのための相互の変換機能が要求される。

(5) 記述力 —— 前述各項はいずれも知識表現に強い枠組をはめるが、これは知識の表現力を制約することになる。実用面からは、少くとも応用分野で必要なすべての知識を表現し得ることが不可欠であるから、表現の枠組をこの程度に拡げておくことが要求されるが、この枠組は推論機構により限定されるため、これには推論アルゴリズム自身の強化が必要である。この点は従来のプログラム方式と非常に異なる。従来のプログラム方式と非常に異なる。従来の手続的方法では、記述される問題に含まれている基本的な概念、たとえば集合のような概念がデータ型としてexplicitに定義されていなくても、ある程度これを構成的に作り出す手続を書くことができる。しかし問題を記述的に表現する知識ベース・システムでは、問題は意味的な基本概念の組合せとして表現される他なく、そのためにはこれら基本概念が記述形式に含まれていることが必要であり、推論アルゴリズムはこれら各種概念を含む記述形式にたいして定義されねばならない。

(6) 処理効率 —— 発見的に解を求める形式を基本とする知識ベース・システムが、計算機の実行速度という点では従来の計算機処理方式に劣ることは避けられない。しかしこの正当な比較は、問題が発生した後、その解を得るまでの総時間に対して行なわれるべきものであり、従来の方式では人間による問題の分析、プログラム作成までを含める必要がある。しかし知識ベース・システムでも処理を極力高速化する必要があり、これには与えられた問題に利用できる知識の検索を高速化するように知識ベースを組織化すること、検索された知識の利用順序を最適化するような制御方式の開発、推論機構のハードウェア化などが効果的な方法である。

3. 知識ベース・システムの方式決定とKAUS (Knowledge Acquisition and Utilization System) における方式

知識ベース・システムの実現方式は前節の各項のいずれを重視するかという設計者の方針により大巾に変化するであろう。特に(3)項の無矛盾性のチェックを行なうか否かは方式の決定における一つの岐路となる。これを捨てれば知識のの表現形式にたいする枠組を強く規制する必要はないから、記述力の問題は少なく、実現が比較的容易である。反面、知識の管理は人に任せられる。したがって比較的小型のシステム向きであり、また問題に応じていかなる知識が存在するかを表示することにより、ほぼ目的を達する型の応用向きとなる。プロダクション・システムはこのようなものの例といえる。

一方、無矛盾性チェックを重視すると、基本方式は論理を主体とするものになる。無矛盾性は論理的真偽を判定するプロセスといえる。この方式は表現の枠組が厳格であり、表現力に乏しい。したがってこれを拡大するように推論アルゴリズムを強化する必要がある。さらに論理による方法は処理速度が遅いという批判がなされてきた。これに対し、前節(6)項のような対策を導入する必要がある。反面、論理的方法は(1), (2), (3), (4)の各項には適した方法である。

KAUSは後者に属する。これは、将来、知識ベース・システムが普及する上で汎用性が重要であり、それに伴ってユーザ層が拡大した時に知識の管理を機械が援助することは重要と考えられること、応用範囲が拡大すると無矛盾であることが不可欠となるものも多く存在するであろうこと(たとえばプログラム開発の支援など)による。

KAUSでは知識の表現および推論アルゴリズムを定義する基本の枠組として述語論理を用いるが、これは上述の設計方針からの当然の結果といえる。ただし通常の一階述語の範囲では記述力が弱く、しかも従来試みられてきた限りでは処理能率が悪いことが指摘されてきた。KAUSではこれらの問題を解決するために表現形式や処理方式に大巾な拡張・変更を行なっている。この変更に伴いシステムは見かけ上、通常の論理表現に現われない多くの特徴を備えているが、KAUSの基本方針はこれらと論理とが常に対応づけられていることである。

4. 知識表現

KAUSにおいては知識表現の基本枠組として多層論理(MLL — Multi-layer Logic)と呼ばれる拡張論理を用いる。この拡張の目的は(1)記述力の増加と、(2)処理能率の向上 にある。

記述力を向上するために通常の一階述語は二つの方向に拡張されている。一つはタイプの概念の導入、もう一つはネスト形式表現の採用である。効率の向上のために知識は構造化され、推論機械はこの構造に基づいて動作する。推論アルゴリズムは極力単純化して、その主要部分を将来ハードウェア化することを意図している。また推論プロセスを制御する情報を知識に埋め込んで、推論を効率化する方式を検討している。

4.1 ユニバース

4.1.1 実体:知識表現は対象の性質や対象間の関係の記述である。対象は人が認知し得る実体で、#TARO, MAN, VECTOR, CENTRAL-LEAGUEなどの物理的実体、WAR, LOVEのような抽象的概念を含めすべて実体と称する。文字列はこれら実体につけられた外部名、#は個体を示し、#のないものは集合を現わす。たとえばMAN は #TOM, #JIRO, --- などの総称である。このように各種のタイプの異なった実体の全体をユニバースと呼ぶ。ユニバースにはこのように個体,集合,組,巾集合あるいはこれらの組合せによる生成される様々のタイプの実体が要素として含まれる。

4.1.2 内在的関と外在的関係:実体間の関係を内在的関係と外在的関係に分ける。内在的関係は実体の対について内在的に存在する集合関係,外在的関係は実体に固有のものでなく、人が記述することにより定義される関係である。たとえば MAN と BOY が与えられると MAN⊃BOY の内在的関係があるが、#TARO と #JIRO が与えられてもこれのみでは関係が不明であり、(FATHER #TARO #JIRO)と記述されてはじめて関係の存在が得られる。どちらの関係も原理的には述語論理で表現できるが、内在的関係の性質上,KAUS ではこれを述語とせず、ユニバースを表わす実体構造により表わす。

4.1.3 ユニバースの構造:ユニバースはその要素である実体とその間の内在的関係により構造化される。この構造でノードは各実体を、アークは内在的関係を示すが各種の内在的関係のうち、記号 $\ni$, $\twoheadrightarrow$, $\curlywedge$ で表わされる3種を基本内在関係とし、これのみを用いて構造化する。ここでX, Yを実体とする時,

$X \ni Y$: Yは(集合)Xの元である

$X \twoheadrightarrow Y$: Yは(集合)Xの巾集合である

$X \curlywedge Y$: XとYは排反である

を表わす。他の関係はこれらの複合として得られる。たとえば、$X \twoheadrightarrow Y$, Y∋Z なる関係があると X⊃Z (ZはXの部分集合)が成り立つ。 二つの実体が与えられた時 これらの関係は上記の構造を選択的に辿ることによりきまり、このアルゴリズムは単純である。

4.1.4 実体のレベル: 実体にレベルの概念を導入する。 X∋Yなる時、XはYより1レベル高いという。 ユニバースは各種のタイプの実体を含むから、$X_1 \ni X_2 \ni \cdots \ni X_n \cdots$ なる系列が存在し得る。 しかしこの系列が下方に無限であると矛盾を生ずるため、これの有限性、すなわち最低レベルの存在を仮定する。これより、任意の実体にレベル番号を付すことができる。

実際に意味があるのは多実体間の相対レベルである。 以下、レベルを明記する必要がある時、実体の右肩にレベルを付してX^sのように表わす。

4.2 多層論理

4.2.1 述語の基レベル実体: 述語とは述語記号の後にアーギュメントとしていくつかの実体の続いたものである。 レベルの異なる実体を許すように拡張した述語を多層論理述語と呼ぶ。

各述語には基レベル実体が定義される。 述語の基レベル実体とは、述語のアーギュメントがすべて基レベル実体である時、この述語の命題となって真偽が判定し得るものである。 たとえば(MELT-TEMP X Y): "Xの溶融温度はY" では $X:=\#CUPPER^{i}$, $Y:=\#1200^{j}$ の時、命題になるが、$X:=METAL^{i+1}$ のような時は命題ではない。 したがって $\#CUPPER^{i}$ は MELT-TEMP の基レベルであるが $METAL^{i+1}(\ni \#CUPPER^{i})$ は基レベルではない。 基レベルは述語により定まり、たとえば(AVERAGE X Y): "Xの平均はYである" では Xの基レベルは数の集合レベル$(j+1)$である。

4.2.2 変域: KAUS では述語のアーギュメントはその述語を成立させる実体の範囲を変域として含む表現を用いる。 たとえば $(\forall x/METAL)(\exists y/REAL)$ (MELT-TEMP x y) は "すべてのMETAL x について、その溶融温度を示す実数yがある" を示す。 この表現において、x, y 等はそれぞれの変域内で定義される変量であるが、後に述べるようにMLLでは変域自身も変量に成り得る。

4.2.3 アトムとWFF: アトムは述語記号の後にアーギュメントとして有限個の実体が続いたものである。これから論理式(以下WFF)が各変数に変域を伴う点を除き通常の述語論理の場合と同様に定義される。

実際にはアトムの定義は述語記号のあとに有限個の実体またはWFFが続いたものと拡張されている。 これは

(KNOW x [$(\forall y/PERSON)(\forall z/PHYSOB)${(STEAL y z)⇒(BE-PUNISHED y)}]): xは盗みをするものは罰せられることを知っている。

のように、基本となるアトム(KNOW…)の中に別のWFFを含むものを許すことにより、記述力を増大するためである。 なおxと、内部のWFFの中の変数、たとえばyは同一であってもよく、また限量記号を全て外に出した prenex normal form に直すことができる。 すると

$(\forall x/PERSON)(\forall z/PHYSOB)$(KNOW x [(STEAL x z)⇒(BE-PUNISHED x)])

のようになり、これがKAUS のWFFとなっている。 しかし実際の応用ではここまでの拡張は必ずしも必要なく、もう少し単純な形式で十分であり、推論機械も単純にすることができる。

4.2.4 手続き型アトム: アトムは手続き型アトム(PTA)と非手続き

型アトムの二つのクラスに分けられる。 アトムはそのアーギュメントがすべて基レベル実体の時、論理値が評価されるが、ある種のアトムでは変数を含みながら、その変数の値と論理値を同時に求めることができ，しかも通常のアトムはその論理値との対応をデータの形で与える他ないのにたいして、手続きによって与えることができる。 (ADD z: $\underline{x}$ $\underline{y}$)、(LESS-THAN $\underline{x}$ $\underline{y}$)，(SIN z: $\underline{x}$) などがこの例で、それぞれ下線の付けられた変数に基レベル実体が代入された時，手続きにより残りの変数の値が求められる。 もしこの値が指定された変域内にあれば論理値は真である。 このようなアトムをPTAと呼ぶ。 この他のものはNTAである。

4．2．5 多レベル概念：“セントラル・リーグに属するあるチームの全選手が風邪をひいた”のような表現を考えてみる。 ここで $C.L.^{i+2} \ni TEAM^{i+1} \ni PLAYER^{i}$ の関係があるものとする。“風邪をひく”という述語を (CATCH-COLD x) で表わすと、この基レベル実体は個々の $PLAYER^{i}$ であり、その変域は $TEAM^{i+1}$ である。 しかるにこの例では特定の $TEAM^{i+1}$ が指定されていないで，それ自体がある変数であり，その変域として $C.L.^{i+2}$ が指定されている。 このような状況はMLLにより

$$(\exists TEAM^{i+1}/C.L.^{i+2})(\forall PLAYER^{i}/TEAM^{i+1})(\text{CATCH-COLD} \cdot PLAYER^{i}) \qquad (*3)$$

のように表わされる。 一般に各アーギュメントは有限レベル数の深さで変数を含み得る。

レベル概念のさらに重要な利用は高レベル実体が巾集合の場合である。 ここで巾集合には便宜上、空集合は除外して考える。 例えば

$$(\exists u^{i+1}/{*}APPLE^{i+2})(\exists v^{i+1}/{*}REAL^{i+2})(\forall x^{i}/u^{i+1})(\exists y^{i}/v^{i+1})(\exists z^{i}/REAL^{i+1})$$
$$[(\text{PASS } X^{i}\ \#\text{INSPEC-A}) \cap (\text{WEIGHT } x^{i}\ y^{i}) \cap (\text{AVERAGE } v^{i+1}, z^{i})] \qquad (*4)$$

は、“検査INSPEC-A を通ったりんごの平均重量は z^{i} である”を意味する。 ここで $*X$ は X の巾集合を表わす。

高レベル実体が巾集合の時、次の4つの場合が生ずる。

(i) $(\forall x^{i+1}/{*}X^{i+2})(\forall y^{i}/x^{i+1})[(F\ y^{i} \cdots)]$

(ii) $(\forall x^{i+1}/{*}X^{i+2})(\exists y^{i}/x^{i+1})[(F\ y^{i} \cdots)]$

(iii) $(\exists x^{i+1}/{*}X^{i+2})(\forall y^{i}/x^{i+1})[(F\ y^{i} \cdots)]$

(iv) $(\exists x^{i+1}/{*}X^{i+2})(\exists y^{i}/x^{i+1})[(F\ y^{i} \cdots)]$

最初の二つは通常，条件は表現内に現われ，評価時には(iii)または(iv)の形に変換される（推論アルゴリズム参照）ので、以下では最後の二つを例に則して考察する。 上の例で AVERAGE は基レベル実体として集合をとるから、述語 AVERAGE を評価する前に、変数 v^{i+1} の値が実数集合として固定されねばならない。この集合は、その中の各元が，検査INSPEC-A を通ったりんごの重量を表わしているものである。 すなわち v^{i+1} は u^{i+1} が APPLE の部分集合として定まった後、この一対一の上への変換により求まる。 するとこのWFFを評価する手順は：(1)検査INSPEC-A を通った APPLE の（最大の）部分集合 u^{i+1} を求める。(2) u^{i+1} からの (WEIGHT x^{i} y^{i}) による一対一の変換により v^{i+1} を求める。(3) AVERAGE により z^{i} を求める となる。

上述の(iii)，(iv)はそれぞれ上の(1)，(2)の手順に対応している．(iv)の場合、従来の論理では表現の困難な一対一の上への変換という意味が与えられている点に注意されたい。

この例は集合の元同志の対応関係を示すがもう一つ重要な関係は、ある集合の各元に、他の(あるいは同じ)集合の部分集合が対応する場合である。このような例は

$$(\forall x^k/COMPANY^{k+1})(\exists v^{i+1}/{*ITEM}^{i+2})(\forall y^i/v^{i+1})(SELL\ x^k\ y^i) \qquad (*5)$$

"すべての会社x^kについてx^kが売っているITEM^{i+1}の部分集合(*ITEM^{i+2}の元)v^{i+1}がある"のようなものである。

この相違は接頭部内の変数の順序から来る。(*4)の例では、接頭部は左から*APPLE^{i+2}のある元u^{i+1}と, *REAL^{i+2}のある元v^{i+1}の存在がまず宣言されており、しかる後、これらu^{i+1}, v^{i+1}内の各元の対応が記述されている。これにたいし、(*5)の例では、COMPANY^{k+1}の各元x^kにたいして*ITEM^{i+2}の元が宣言されている。これらを用いて集合関数あるいは群集約関数が表現される。

最後に、巾集合、次の関係が成立する。

$$\begin{aligned}(\forall y^i/X^{i+1})[(F\cdots y^i\cdots)] &= (\forall Y_1^{i+k-1}/\underbrace{*\cdots*}_{k-1}X^{i+k})(\forall Y_2^{i+k-2}/Y_1^{i+k-1})\cdots(\forall y^i/Y_{k-1}^{i+1})[(F\cdots y^i\cdots)]\\ (\exists y^i/X^{i+1})[(F\cdots y^i\cdots)] &= (\exists Y_1^{i+k-1}/\underbrace{*\cdots*}_{k-1}X^{i+k})(\forall Y_2^{i+k-2}/Y_1^{i+k-1})\cdots(\forall y^i/Y_{k-1}^{i+1})[(F\cdots y^i\cdots)]\end{aligned} \qquad (*6)$$

for any k such that $1 \le k < \infty$

4．2．6 組とデータベース：組(Tuple)の概念は本来, 述語に含まれている。nアーギュメント述語はn組を定義している。これは$\mathbb{X} = X_1 \times \cdots \times X_n$なる直積空間上で定義されている。$X_1, \cdots, X_n$は各変数の変域である。

これ以外に陽にm組($m \le n$)を定義したい時がある。たとえば$(X_{i_1}, \cdots, X_{i_m}) \subset (X_1 \cdots X_n)$とし、$X_{i_1} \times \cdots \times X_{i_n}$の(真)部分集合をTとした時, nアーギュメント述語のうち、このm個の部分についてはTに含まれるm組についてのみ述語を定義し、このようなTはこのすべての組をm列の表形式に表わされるとする。この時の述語の正しい定義はＷＦＦにより

$$(\forall x_1/X_1)\cdots(\forall x_n/X_n)[(FGET\ T: x_{i_1}\cdots x_{i_m}) \Rightarrow (F\ x_1\cdots x_n)] \qquad (*7)$$

と表わされる。ここで$(FGET\ T: x_{i_1}\cdots x_{i_m})$は"組$(x_{i_1}\cdots x_{i_m})$がTに含まれている"を表わす述語であり、表Tの中からこの組を取り出すという機能をもったＰＴＡである。

(*7)は関係型データベースのファイル(リレーション)の定義でもあり、実際には$m \le n$の条件は不要でファイルのJOINにより

$$(\forall x_1/X_1)\cdots(\forall x_m/X_m)[(FGET\ T: X_1\cdots X_m) \Rightarrow (F_i\ x_{i_1}\cdots x_{i_{l_i}}) \cap \cdots \cap (F_j\ x_{j_1}\cdots x_{j_{l_j}})] \qquad (*8)$$

あるいはファイルをDECOMPOSEして

$$(\forall x_1/X_1)\cdots(\forall x_n/X_n)[(FGET\ T_i: x_{i_1}\cdots x_{i_{r_i}}) \cap \cdots \cap (FGET\ T_j: x_{j_1}\cdots x_{j_{r_j}}) \Rightarrow (F\ x_1\cdots x_n)]$$

のような表現が可能である。

5. 推論機械

5．1 推論の方式

推論機械は知識ベース・システムの中心をなし、その役割は与えられた質問にたいして知識の部分集合からの演繹を生成すること、あるいは質問の真偽の判定を下すことである。この主たる機能は、(1)演繹に用いられる知識片の集合を検索すること、(2)検索された知識片を用い，演繹の道筋に沿って中間の式を生成すること、である。ＫＡＵＳの推論アルゴリズムでは単純化を図るため、組合せをとることは極力避け，各リテラル(アトムまたはその否定)単位で処理を進める。この場合、推論の完全性を図るために、多少の付加的な手続きが必要になる。

この他、処理の効率化のため、高速検索のアルゴリズム，演繹戦略，複数知識片にたいしその処理順序決定のアルゴリズム，推論終了テスト，リテラルの選択アルゴリズムなど各種のものが必要とされる。しかし本稿ではこれらには触れない。紙幅の都合と，これらは上記の基本機能が定まったあとにきめられるものだからである。これについて述べる前にまずKAUSの推論方式の全体について簡単に示す。

質問 Q が与えられ，その否定を Q' とする。Q' はリテラル D_i, $(i=1,\cdots,m)$, から構成されているものとする。推論機械内のSELECTORがこの中から一つを選ぶ。これを D_1 とする。この選択には一定の選択アルゴリズムが用いられる。次いでRETRIEVERが D_1 を手がかりにして知識ベースの中から，関連知識を検索する。まず，これは Q' のうち述語 D_1 とそれに関する変数のみ残し他はすべて除去することにより単一アトムWFF $\hat{D}_1$ を作る。たとえば，$Q'\equiv(\forall x/X)(\exists y/Y)(\forall z/Z)[\{(D_1\ x\ y)\cup(D_2\ y\ z)\}\cap(D_3\ x\ z)]$ とすると $\hat{D}_1=(\forall x/X)(\exists y/Y)(D_1\ x\ y)$ である。このような $\hat{D}_1$ を"Q' から D_1 に関して得られる式"と呼ぶ。一方，知識ベース内のある知識 P があり，リテラル B_i, $i=1,\cdots n$, から構成されているとする。このうちあるリテラル B_1 があり，P から B_1 に関して得られる式 $\hat{B}_1$ が，$\hat{D}_1$ にたいし $\hat{B}_1\Rightarrow\sim\hat{D}_1$ すなわち $\sim\hat{B}_1\cup\sim\hat{D}_1$ を成立させるものとする。この時，REPLACERが P を $\sim S\Rightarrow B_1$ の形に変形する。ここで S は P の中で B_1 を偽とすることによって得られる式である。たとえば $P\equiv\{(F_1\cap F_2)\cup(F_3\cap F_4)\}\cap\{F_5\cup(F_6\cap F_7)\}$ とし，$B_1\equiv F_3$ とすると $S=(F_1\cap F_2)\cap(F_5\cup(F_6\cap F_7))$ である。REPLACERはこの S によって Q' の中の D_1 を置きかえることにより新しい式 R を生成する。この時同時に Q', P の変数が併合され，不要なものが除去され，各変数の変域と限量記号が一定の規則で変換される。この規則は5.3節に示される。このようにして得られた R は Q' が偽なら R も偽なる関係を満たす。したがって Q' を R で置き換えることができる。以下この手順が，質問の否定が偽なることが示されるか，その前に用い得る知識が見つからないことが得られるまで繰り返される。

このプロセスにおいて基本となるのが二つの式 $\hat{B}_1$ と $\hat{D}_1$ が与えられた時の $\sim\hat{B}_1\cup\sim\hat{D}_1$ の成立条件の判定（およびそれに続く P の検索）と，P, Q' から新しい R を生成する手順である。以下これについて述べる。

5．2　含意判定

$\hat{B}$ と $\hat{D}$ が次の形で与えられているとする。

$$\hat{B}:(Q^*_{bk_1}\ x_{k_1}//X_{k_1})\cdots(Q^*_{bk_n}\ x_{k_n}//X_{k_n})(F\ \ x_1\cdots x_n) \qquad (*9)$$

$$\hat{D}:(Q^*_{dl_1}\ y_{l_1}//Y_{l_1})\cdots(Q^*_{dl_n}\ y_{l_n}//Y_{l_n})\sim(F\ \ y_1\cdots y_n) \qquad (*10)$$

ここで $(Q^*_{bk_i}\ x_{k_i}//X_{k_i})$ は多層限量化の省略形で

$$(Q^*_{bk_i}\ x_{k_1}//X_{k_i})=(Q^{\alpha_i}_{bk_i}\ x^{s_i+\alpha_i-1}_{k_i}/X^{s_i+\alpha_i}_{k_i})(Q^{\alpha_i-1}_{bk_i}\ x^{s_i+\alpha_i-\alpha}_{k_i}/x^{s_i+\alpha_i-1}_{k_i})\cdots(Q^1_{bk_i}\ x^{s_i}_{k_i}/x^{s_i+1}_{k_i}) \qquad (*11)$$

を表わす。k_i は $\{1,\cdots,n\}$ の元，s_i は述語 F の k_i 番のアーギュメントの基レベル，$Q^i_{bk_i}$ は $\forall$ または $\exists$，$X^{s_i+\alpha_i}_{k_i}$ は α_i レベルだけ基レベルより高いレベルの実体である。α_i をレベル差と呼ぶ。$x^{s_i+\alpha_i-1}_{k_i}\cdots x^{s_i+1}_{k_i}$ はすべて中間変量である。たとえば(*3)式の場合，$Q^1_{bk}=\exists$，$Q^2_{bk_i}=\forall$，$\alpha_i=2$ である。

$\hat{B}$ と $\hat{D}$ の i 番のアーギュメントのレベル差を α_i, β_i とする。この時，次の条件が満たされた時，$\sim\hat{B}\cup\sim\hat{D}$ が成立する。

(1) $\hat{B}$, $\hat{D}$ の各アーギュメントについて，以下の条件が成立すること。

(i) *in case of* $\alpha_i=\beta_i$:

(a) for all r, $1 \le r \le \alpha_i$, $(Q^r_{b_{k_i}}, Q^r_{d_{\ell_i}}) \neq (\exists\exists)$, and

(b) $X_i^{s_i+\alpha_i}$ と $Y_i^{s_i+\alpha_i}$ は表1の関係にある

$Q^{\alpha_i}_{b_{k_i}}$	$Q^{\alpha_i}_{d_{\ell_i}}$	CONDITION
$\forall$	$\exists$	$X_i^{s_i+\alpha_i} \supset Y_i^{s_i+\alpha_i}$
$\forall$	$\forall$	$X_i^{s_i+\alpha_i} \mathrel{A} Y_i^{s_i+\alpha_i}$
$\exists$	$\forall$	$X_i^{s_i+\alpha_i} \subset Y_i^{s_i+\alpha_i}$

(ii) in case of $\alpha_i > \beta_i$:

(a) for all r such that $1 \le r \le \beta_i$, $(Q^r_{b_{k_i}}, Q^r_{d_{\ell_i}}) \neq (\exists\exists)$

(b) for all r such that $\beta_i < r \le \alpha_i$, $Q^r_{b_{k_i}} = \forall$

(c) $X_i^{s_i+\alpha_i} \ni Y_i^{s_i+\beta_i}$

(iii) in case of $\alpha_i < \beta_i$:

(a) for all r such that $1 \le r \le \alpha_i$, $(Q^r_{b_{k_i}}, Q^r_{d_{\ell_i}}) \neq (\exists\exists)$

(b) for all r such that $\alpha_i < r \le \beta_i$, $Q^r_{d_{\ell_i}} \Rightarrow \forall$

(c) $Y_i^{s_i+\beta_i} \ni X_i^{s_i+\alpha_i}$

高レベル実体(X_{k_i}, Y_{ℓ_i})がϕ集合の場合で$\hat{B}$と$\hat{D}$の間にレベル差がある場合、(*6)式を用いて同レベルにし、しかるのち上記(i)が適用される。

(2) $Q'_{b_{k_i}} = Q'_{d_{\ell_i}} = \forall$ かつ $Q'_{b_{k_j}} = Q'_{d_{\ell_j}} = \exists$ で，$\hat{B}$，$\hat{D}$ の接頭部内で $\hat{B}$では $\cdots(Q^*_{b_{k_i}}\ x_i /\!/ X_i)\cdots(Q^*_{b_{k_j}}\ x_j /\!/ X_j)\cdots$ の順序で，$\hat{D}$では $\cdots(Q^*_{d_{\ell_i}}\ y_i /\!/ Y_i)\cdots(Q^*_{d_{\ell_j}}\ y_j /\!/ Y_j)\cdots$ の順序であるような(i, j)が存在しない。

この規則において，実体間の三種の内在関係，$X \supset Y$，$X \mathrel{A} Y$，$X \ni Y$ が現われるが、これはユニバースの構造を用いて容易に判定できる。

5．3 置換関係

Q'内のD_iがPから作られたSにより置換えられた時，変数の変域と限量記号も修正される。PとQ'を

$$P : (Q^*_{k_1}\ x_{k_1} /\!/ X_{k_1})\cdots(Q^*_{k_b}\ x_{k_b} /\!/ X_{k_b})[\sim(G\ x_1) \cup (F\ x_0)]$$

$$Q : (Q^*_{\ell_1}\ y_{\ell_1} /\!/ Y_{\ell_1})\cdots(Q^*_{\ell_q}\ y_{\ell_q} /\!/ Y_{\ell_q})[(H\ y_2) \circ \sim(F\ y_0)] \qquad (*12)$$

とする。$(F\ x_0) \equiv (F\ x_1 \cdots x_n)$等で，$(G\ x_1)$，$(H\ y_2)$は$P$，$Q'$内で$(F\ x_0)$，$(F\ y_0)$を除去した残りの部分とする。変数集合$x_1$，$y_2$は$x_0$，$y_0$とは一般に異なる。$Q'$における$\circ$は$(H\ y_2)$が$\sim(F\ y_0)$を除去した残りの構造であることを示す。この$P$，$Q'$から前述の手順で$R$が得られる。

$$R : (Q^*_{r_{m_1}}\ z_{m_1} /\!/ Z_{m_1})\cdots(Q^*_{r_{m_r}}\ z_{m_r} /\!/ Z_{m_r})[(H\ z_2) \circ \sim(G\ z_1)]$$

ここでx_1，y_2がそれぞれz_1，z_2に引きつがれている。Rは$(Q^*_{r_{m_t}}\ z_{m_t} /\!/ Z_{m_t})$を求めることにより決定する。

$(Q^*_{r_{m_t}}\ z_{m_t} /\!/ Z_{m_t}) = (Q^{\gamma_t}_{r_{m_t}}\ z_{m_t}^{s_t+\gamma_t-1} /\!/ z_{m_t}^{s_t+\gamma_t})(Q^{\gamma_t-1}_{r_{m_t}}\ z_{m_t}^{s_t+\gamma_t-2} /\!/ z_{m_t}^{s_t+\gamma_t-1})\cdots(Q^1_{r_{m_t}}\ z_{m_t}^{s_t} /\!/ z_{m_t}^{s_t+1})$ とおく。$z_{m_t}^{s_t+\gamma_t-1}, \cdots, z_{m_t}^{s_t}$ はすべて中間変量であるからγ_t，$Q^1_{r_{m_t}}, \cdots, Q^t_{r_{m_t}}$と$Z_{m_t}(= z_{m_t}^{s_t+\gamma_t})$が決定されれば$(Q^*_{r_{m_t}}\ z_{m_t} /\!/ Z_{m_t})$は決定する。

P，Q'の併合の際，x_0，y_0の対応する変数が一つの変数に統一される。$(x_i\ y_i) \to z_i$．このz_iの集合をz_0とする。x_1 y_2はそれぞれz_1，z_2に対応する。すると$z = z_1 \vee z_2$ はRに含まれる変数集合であるが，z_0のうちのあるものがこの中に含まれている。そこでzをzを$z = z_a \vee z_b \vee z_c$ なる z_a，$z_b = z_1 - z_0$，$z_c = z_2 - z_0$ に分ける。z_aはz_0と同時にz_1もしくはz_2（あるいは両方）に含まれている変数の集合とする。z_b，z_cはそれぞれ$\sim G$およびHのみに含まれている変量であり，この中の変量は$(Q^*_{k_i}\ x_{k_i} /\!/ X_{k_i})$または$(Q^*_{\ell_j}\ y_{\ell_j} /\!/ Y_{\ell_j})$のものを引きつぐ．$R$の変量は以下の規則で求まる。

(1) $z_{m_t} \in z_a$

z_a内の各z_{m_t}に対しP内のあるx_{k_i}とQ'内のあるy_{ℓ_j}が対応し，この限量化が$(Q^*_{k_i}\ x_{k_i} /\!/ X_{k_i})$と$(Q^*_{\ell_j}\ y_{\ell_j} /\!/ Y_{\ell_j})$で与えられているとする。このレベル差$\alpha_i$，$\beta_i$とすると．

(i) in case of $\alpha_i = \beta_j$

$\gamma_t = \alpha_i\ (= \beta_j)$,

$$z_{m_t} = \begin{cases} Y_{\ell_j}, & \text{if } (Q^{\alpha_i}_{k_i}, Q^{\beta_j}_{\ell_j}) = (\forall\ \exists) \\ X_{k_i} \wedge Y_{\ell_j}, & \text{if } (Q^{\alpha_i}_{k_i}, Q^{\beta_j}_{\ell_j}) = (\forall\ \forall) \\ X_{k_i}, & \text{if } (Q^{\alpha_i}_{k_i}, Q^{\beta_j}_{\ell_j}) = (\exists\ \forall), \end{cases}$$

and for all u such that $1 \leq u \leq \gamma_t$

$$Q^u_{m_t} = \begin{cases} \exists & \text{if } (Q^u_{k_i}, Q^u_{\ell_j}) = (\forall \exists) \\ \forall & \text{if } (Q^u_{k_i}, Q^u_{\ell_j}) = (\forall \forall) \\ \exists & \text{if } (Q^u_{k_i}, Q^u_{\ell_j}) = (\exists \forall) \end{cases}$$

（任意の n について $(Q^u_{k_i}, Q^u_{\ell_j}) = (\exists \exists)$ の場合 $\sim\mathcal{B}\cup\sim\mathcal{D}$ は成立しない点に注意）

(ii) in case of $\alpha_i > \beta_j$

$\gamma_t = \beta_j$

$z_{m_t} = Y_{\ell_j}$

かつ $1 \leq u \leq \gamma_t = \beta_j$ なるすべての n について

$$Q^u_{m_t} = \begin{cases} \exists, & \text{if } (Q^u_{k_i}\ Q^u_{\ell_j}) = (\forall \exists) \\ \forall, & \text{if } (Q^u_{k_i}\ Q^u_{\ell_j}) = (\forall \forall) \\ \exists, & \text{if } (Q^u_{k_i}\ Q^u_{\ell_j}) = (\exists \forall) \end{cases}$$

(iii) in case of $\alpha_i < \beta_j$

$\gamma_t = \alpha_i$

$z_{m_t} = X_{k_i}$

かつ $1 \leq u \leq \gamma_t = \alpha_i$ なるすべての n について

$$Q^u_{m_t} = \begin{cases} \exists, & \text{if } (Q^u_{k_i}\ Q^u_{\ell_j}) = (\forall \exists) \\ \forall, & \text{if } (Q^u_{k_i}\ Q^u_{\ell_j}) = (\forall \forall) \\ \exists, & \text{if } (Q^u_{k_i}\ Q^u_{\ell_j}) = (\exists \forall) \end{cases}$$

(2) $z_{m_t} \in Z_b$

$\gamma_t = \alpha_i$

$z_{m_t} = X_{k_i}$

かつ $1 \leq u \leq \gamma_t = \alpha_i$ なるすべての n について

$Q^u_{m_t} = Q^u_{k_i}$

(3) $z_{m_t} \in Z_c$

$\gamma_t = \beta_j$

$z_{m_t} = Y_{\ell_j}$

かつ $1 \leq u \leq \gamma_t = \beta_j$ なるすべての n について

$Q^u_{m_t} = Q^u_{\ell_j}$

含意条件の場合と同様，高レベル実体が中集合の場合 (*6)を用いてレベル差をなくし(i)を適用する。

例、データベース・アクセス：関係データベースにおいて STDNT (STUDENT ― # AGE), EXAM-REC(STUDENT ― # RECORD) の二つの関係が与えられているとする。この時のKAUS内での記述は、それぞれ

(∀x/STUDENT)(∀y/INTEGER)[(FGET STDNT : x y)⇒(AGE x y)] (*13)

(∀x/STUDENT)(∀z/INTEGER)[(FGET EXAM-REC : x y)⇒(RECORD x z)] (*14)

のようになる。これにたいし，次の質問が与えられたとする。

(∃X/*STUDENT)(∃Z/*INTEGER)(∀x/X)(∃y/INTEGER)(∃z/Z)(∃w/REAL)
[(AGE x y)∩(LESS-THAN) y 20)∩(RECORD x z)∩(AVERAGE z w)] (*15)

："20才以下の学生の平均点はいくつか"

推論処理において AGE, RECORD は(*13), (*14) とそれぞれ含意関係が成立する。この際対応する変数にレベル差があるが，(*6) を用い，たとえば(*10) は (∀X/*STUDENT)(∀x/X)(∃y/INTEGER)[(FGET STDNT : x y)⇒(AGE x y)] と変換されて処理される。(*11) についても同様で，前述の推論規則の結果，

(∃X/*STUDENT)(∃Z/*INTEGER)(∀x/X)(∃y/INTEGER)(∃z/Z)(∃w/REAL)
[(FGET STDNT : x y)∩(LESS-THAN y 20)∩(FGET RECORD : x z)∩(AVERAGE z w)]

が求まる。これはすべてのPTAから成っており，この評価手順を求めるのは困難ではない。

6. むすび

本稿では知識ベース・システムが近い将来実用化の域に達するものという前提のもとで，知識ベース・システムの諸様相を考察し、そこからシステム設計の指針を得ることをまず主張した。特に無矛盾性・冗長性チェック機能にたいする考え方がシステムの基本の枠組に影響することを述べた。さらにこのような考察のもとで設計された知識ベース・システムKAUSについて知識表現と推論機械の基本規則のみを述べた。実用システムとするためには、様々な戦略や制御機構、高速化アルゴリズムの採用が必要であり，本稿では紙幅の都合で割愛したが その一部はKAUSにも組込まれ，あるいは現在，検討中である。

【参考文献】 Ohsuga, S.: Journal of Information Processing, Vol. 13, No. 3, pp. 171−185 他。