「T述語を用いたホーン節による領域限定推論」

西原典孝　森田憲一
（阪大・基礎工）

1．　はじめに

知識ベースに対する問合せ、および知識ベースの整合性チェック等の処理を行なう際の基本となるのは、知識Kに対して、ある事柄（質問）Qが成り立つか否かを推論することである。一般には、次のような推論を行なうことである。

K⊢Q　　yes　{証明可能}
K⊢～Q　　no　{矛盾}
else　　unknown {独立（未定義）}

さて、知識ベースをホーン節で表現し、このような知識ベース処理をＰＲＯＬＯＧ上で実現することは、現在、非常に一般的かつ有力と考えられている方法である。ところがホーン節では否定の表現ができないという欠点がある。従来の方法では、閉世界仮説（すべての真である事柄は知っており、知らない事柄はすべてそうではないとする）の下で“negation as failure ”としてとらえ、その解決策としてきた。しかし、純粋に閉世界仮説の下で考えた場合、矛盾性と独立性の区別ができなくなる。つまり、質問に対して、証明可能か、そうでないかの2通りの答方しかできなくなるわけである。そこで、矛盾性を引き出すために、例えば、矛盾性チェック用の知識を、一種のメタ知識として独立に持たせる方法が考えられている［１］。一方、閉世界に相対するものとして開世界（知識は不完全であるとする）がある。開世界の立場だと、当然、上記のような問題は生じない。我々は、［２］において、T述語（Truth value embeded predicate）というものを提案し、ホーン節での否定の表現を可能にさせ、かつそれに対する開世界推論手続き（T方式開世界推論）を実現した。

ところで、現実の知識ベース上での推論を考えると、推論を行なう対象領域については、適当な有限の領域を考えた方が適切な場面が多々ある。例えば、今、ある学校のA組のメンバーについて考えるとし、そのメンバーのすべてを知っているとする。この場合、“A組のメンバーはすべて車を持っているか”という質問は、“実際にA組に属している人が全員車を持っているか”という質問だと解するのが常識的であり、“A組のメンバーは必ず車を持つ、という一般法則が成り立つか”という質問には普通とらない。これを前者の意味の質問としてとらえるためには、実際にA組に属しているメンバーだけからなる領域を推論の対象領域とみなせばよい。すなわち、この質問に対しては、A組の各メンバーが車を持っているかを調べ上げればよく、もし、A組の各メンバーがすべて車を持っていれば、答は　yes になる。このような、“対象領域をあらかじめ指定された有限の領域に限定し、その領域上で質問の真偽を問うような推論”を「領域限定推論」と定義することにする。本論文では、この領域限定推論をT方式開世界推論に組入れる方法について考察した。ここでは特に、質問中に含まれるすべての変数について領域限定し、推論する問題を取上げ、T述語を用いたホーン節によるその実現法について述べる。

2．　領域限定推論の基本的取扱い

ここで取扱おうとしている領域限定推論のとらえ方、およびその基本的取扱いについて、一階述語論理式（今後、ＬＰＣ式と呼ぶ）を対象として、説明する。

2．1　限量詞の解釈

領域限定推論においては、質問に含まれる各々の限量化変数は、あらかじめある方法で指定された有限の領域D上を動くものと考える。例えば変数Xが動く領域Dが $\{\alpha_1, \alpha_2, \cdots, \alpha_n\}$ であったとすると、

質問　$(\forall X)P$　は、

$$P\{\alpha_1/X\}\wedge P\{\alpha_2/X\}\wedge\cdots\wedge P\{\alpha_n/X\}$$

{但し、$P\{\alpha/X\}$ は、P中の変数Xにαを代入した式を表わす}

質問　$(\exists X)P$　は、

$$P\{\alpha_1/X\}\vee P\{\alpha_2/X\}\vee\cdots\vee P\{\alpha_n/X\}$$

という命題式（変数を含んでいない式）と等価であると見なす。もし、変数が複数種類（$X_1, \cdots, X_r$ とする）ある場合は、各々の変数X_i　$(i=1,..,r)$ に対して定められている領域D_i について上記のような式の展開を行なう。例えば、XとYの領域がそれぞれ $\{\alpha_1, \cdots, \alpha_n\}$、$\{\beta_1, \cdots, \beta_m\}$ であるとき、

$(\forall X)(\forall Y)P$　は、

$$P\{\alpha_1/X, \beta_1/Y\}\wedge P\{\alpha_1/X, \beta_2/Y\}\wedge\cdots\wedge P\{\alpha_n/X, \beta_m/Y\}$$

となる。このように変数を解釈すれば、あとは、命題式に対する通常の推論を行ない、

K⊢ Q´ならば Qは yes (証明可能)
K⊢～Q´ならば Qは no (矛盾)
else ならば Qは unknown (未定義)
{ここで、K:知識, Q:質問, Q´:Qに対する命題式}

とすればよい。

2.2 推論例

領域:{a, b, c}
質問:(∀X) P(X)→Q(X)

1) 知識: p(a) q(a)
p(b) q(b)
p(c) q(c)
質問の答は yes

2) 知識: p(a) q(a)
p(b) q(b)
～p(c) ～q(c)
質問の答は yes

3) 知識: p(a) q(a)
p(b) q(b)
p(c) ～q(c)
質問の答は no
{p(c)→q(c)が知識と矛盾する}

4) 知識: p(a) q(a)
p(b) q(b)
～p(c)
質問の答は yes
{"q(c)"が未定義だが、今後、q(c)ないし ～q(c)のどちらが定義されたとしても、p(c)→q(c)は成り立つ}

5) 知識: p(a) q(a)
p(b) q(b)
～q(c)
質問の答は unknown
{"p(c)"が未定義で、p(c)と定義されるとp(c)→q(c)が矛盾し、～p(c)と定義されるとp(c)→q(c)が成り立つ}

6) 知識:
(∀X) p(X)→q(X)
質問の答は yes

2.3 2.2の推論に対する具体的手続き

質問(∀X) p(X)→q(X)中の変数Xへのすべての代入{a/X}, {b/X} {c/X}に対して、(以下、α=a, b ないしc とする)

～p(α)∨q(α) {=p(α)→q(α)}

が成り立てば、答は yes、
あるXへの代入に対して、

p(α)∧～q(α) {=～(p(α)→q(α))}

が成り立てば、答は no、
それ以外ならば答は unknown となる。

3. T述語

T述語(Truth value embedded predicate)について簡単に説明する(詳細は[2]を参照)。T述語とは、肯定ないし否定を表明するフラグを述語の引数に埋込んだ述語で、次のような形式をしている。

p(s, x1,..,xn) n ≧ 0, s =+ないし−

ここで、p(+, x1,..,xn)は、{x1,..,xn}には"p"という関係が成り立ち、p(−, x1,..,xn)は、{x1,..,xn}には"p でない"という関係が成り立つことを意味している。例えば、love(+, john, mary)は、"John loves mary."という事実、love(−, john, mary)は、"John doesn´t love mary."という事実を表わしている。なお、T述語の第一引数を真理値フラグと呼ぶことにする。

次に、T式とは、T述語を元に、論理記号 ∨, ∧, →, ∀, ∃ を用いて構成される式である。明らかに、任意の一階述語論理式(今後、LPC式と呼ぶ)はそれに対応するT式に翻訳でき、その逆もいえる。さらに、次のような便宜的記号法"*"を導入する。

α= p(+, x1,..,xn) ならば
α^* = p(−, x1,..,xn)
α= p(−, x1,..,xn) ならば
α^* = p(+, x1,..,xn)
$\alpha=(\beta\vee\gamma)$ ならば $\alpha^*=\beta^*\wedge\gamma^*$
$\alpha=(\beta\wedge\gamma)$ ならば $\alpha^*=\beta^*\vee\gamma^*$
$\alpha=(\beta\to\gamma)$ ならば $\alpha^*=\beta\wedge\gamma^*$

いうなれば、記号"*"は、LPC式の否定記号に相当する。そこで、今後、T式の変形過程を示すため

に、混乱の生じない限り、否定記号を便宜的に使用することにする（例えば、～L＝L＊）。
このようなT述語を使用すれば、ホーン節での否定の表現が実質的に可能になり、前章で与えたＬＰＣ式に対する推論手続きをそのまま使用できることになる。

４．　知識と質問の表現法

４．１　知識の表現法

知識の表現法は、T方式開世界推論の制限系の場合と同一である。すなわち、知識は、次のようなT述語を使用した節の集合で表わし、

H_1 ；H_2 ；…；H_m ←B_1 ，B_2 ，…，B_n ．
m，n ≧0　H_j ，B_i ：T述語
｛“；”は論理和、“，”は論理積を表わす｝

このような各節表現に対して、
H_1 ←H_2＊，…，H_m＊，B_1 ，…，B_n ．
：
H_m ←H_1＊，…，H_{m-1}＊，B_1 ，…，B_n ．
このように、各H_j を頭部とする m個のホーン節を生成し、列挙する。但し、m ＝ 0の場合、
←B_1 ，…，B_n ．＝B_1＊；…；B_n＊．
として考える（質問の取扱いの場合も同様に考える）。
なお、ここでは、T方式開世界推論の一般系の場合のように、知識として入力された規則節に対して、その対偶（例、P←Q　に対して　Q＊←P＊）の自動生成は行なわないことにする。もちろん、対偶を自動生成するように、インプリメントすることは容易にできる。（これらに関する議論は［２］を参照）。

［例４．１］　知識ベースの例

class-a（+, john）.
class-a（+, bill）.
class-a（+, mary）.
class-a（+, kate）.
man（+, john）.
man（+, bill）.
woman（+, mary）.
woman（+, kate）.
woman（−, X）← man（+, X）.
man（−, X）← woman（+, X）.
hascar（+, john）.
hascar（+, bill）.
hascar（−, mary）.

｛class-a（+, X）：XはA組のメンバー
hascar（+, X）：Xは車を持っている｝

４．２　質問の表現法

質問は次のような形式をしているものとする。

ＱＬ：G in D.　　　（ないし　G.）

ここで、ＱＬは限量詞リスト、GはT式、Dは領域指定子である。各項目の説明は以下で述べる。

a）ＱＬ＝［$q1X_1$ ，…，qrX_r ］
qi＝∀ないし∃
但し、ＱＬ＝［］の場合、ＱＬを省略してもよいとする。

b）G＝Q_1 ；…；Q_m ←P_1 ，…，P_n
ないし
G＝Q_1 ，Q_2 ，…，Q_n
（Q_j ，P_i ：T述語）
但し、G内のすべての変数はＱＬ内に現れていなければならないとする。すなわち、自由変数は許されない。

c）D＝d1（+, X_1 ）：d2（+, X_2 ）：…
：dr（+, X_r ）
領域限定推論においては、あらかじめ領域を指定しておかなければならない。ここでは、各質問毎に、その領域を指定子によって宣言することにする（もちろん、他の方法も考えられるが）。そして、上記の領域指定子D中の各々のT述語　di（+, X_i ）に対して、このT述語　di（+, X_i ）を満足させるすべてのインスタンスの集合を変数X_i の対象領域であると見なすのである。但し、これら領域を指定するT述語、d1（+, X_1 ），…，dr（+, X_r ）に関しては、知識は完全であるという前提を置くものとする。

［例４．２］　質問の例

(i)［∀X］：hascar（+, X）← man（+, X）
in　class-a（+, X）.
（A組では）すべての男性は車を持っていますか。

(ii) [∃X] : woman (+, X), hascar (+, X) in class-a (+, X).

(A組では) 車を持っている女性はいますか。

5. 推論手続き

5.1 質問の取扱い

まず、知識ベースは矛盾なく構成されているものとする。

1) 証明可能性

与えられた質問に対して、以下に示すStep 1に入り、まず証明可能性をチェックする。この手続きは、限量詞リストQLに関して再帰的に定義されている。この手続きに成功すると、答はyes となる。

2) 矛盾性

証明可能性チェックに失敗すると、次に矛盾性をチェックする。ここで、

PL* = "PL中の∀を∃に、∃を∀に置き代えたもの"

とすると、

Q* (=〜Q) = PL* : G* in D.

となる。このQ* に対して、証明可能性をチェックする。そして、もし、証明可能ならば、質問は矛盾となる。すなわち、答は no となる。

3) 独立

証明可能性および矛盾性のどちらのチェックも失敗すれば質問は独立となる。すなわち、答は unknown となる。

Step 1

(i) PL = [∀X, q2X_2, …, qrX_r] の場合

d1 (+, X_1) を満足させるすべてのインスタンス {α_1, α_2, …, α_m} に対して、それを代入した各式、

[q2X_2, …, qrX_r] : G {α_i / X_1} in d2 (+, X_2) : … : dr (+, X_r).

が証明可能ならば、質問は証明可能。

(ii) PL = [∃X, q2X_2, …, qrX_r] の場合

d1 (+, X_1) を満足させるあるインスタンスに対して、それを代入したある式、

[q2X_2, …, qrX_r] : G {α_i / X_1} in d2 (+, X_2) : … : dr (+, X_r).

が証明可能ならば、質問は証明可能。

(iii) QL = [ ] ないし、PLがない場合

Step 2に入り、Gが成り立てば、質問は証明可能。

Step 2　Gの取扱い

ここで、T式Gは、変数を含んでいないことに注意。

(i) G = Q_1 ; … ; Q_m ← P_1, …, P_n の場合

もし、知識がすべてファクト型知識のみで構成されている(2.2節の例 1〜5 のような場合)とすれば、

Q_1 ないし…ないしQ_m ないしP_1* …ないしP_n*

が成り立てばよい。すなわち、ゴール節、

←Q_1 ; … ; Q_m ; P_1* ; … ; P_n*.

が成功すればよいことになる。しかし、ここでは、規則型知識を含んでいる場合(2.2節の例 6のような場合)をも取扱えるようにするために、次のようにする。

あるQ_i とあるP_j に対して、

P_1.
:
P_n.
Q_1*.
:
Q_r*.　　$r \neq i$
:
Q_m*
←Q_i.　　($1 \leq i \leq m$)

{すなわち、P_1, … Q_m*. を一度仮定として、知識に付け加えて、ゴール節、←Q_i. を試みる。}

ないし、

←P_j*.　　($1 \leq j \leq n$)

のどちらか一方が成功すれば、Gは成り立つ。

(ii) G = Q_1, Q_2, …, Q_n の場合

Q_1 およびQ_2 …およびQ_n

が成り立てばよい。すなわち、ゴール節、

←Q_1, Q_2, …, Q_n.

が成功すればGは成り立つ。

(iii) $G=(Q_1\ ;\cdots;Q_m \leftarrow P_1\ ,\ \cdots,\ P_n\ )^*$ の場合

$G=\sim(Q_1\ ;\cdots;Q_m \leftarrow P_1\ ,\ \cdots,\ P_n\ )$

$=\sim(Q_1 \vee\cdots\vee Q_m \vee\sim P_1 \vee\cdots\vee\sim P_n\ )$

$=\sim Q_1 \wedge\cdots\wedge\sim Q_m \wedge P_1 \wedge\cdots\wedge P_n$

$=Q_1{}^* \wedge\cdots\wedge Q_m{}^* \wedge P_1 \wedge\cdots\wedge P_n$

$=Q_1{}^*\ ,\ \cdots,\ Q_m{}^*\ ,\ P_1\ ,\ \cdots,\ P_n$

よって、

$\leftarrow Q_1{}^*\ ,\ \cdots,\ Q_m{}^*\ ,\ P_1\ ,\ \cdots,\ P_n\ .$

が成功すればGは成り立つ。

(iv) $G=(Q_1\ ,\ Q_2\ ,\ \cdots,\ Q_n\ )^*$ の場合

$G=\sim(Q_1 \wedge Q_2 \wedge\cdots\wedge Q_n\ )$

$=\sim Q_i \vee\sim Q_1 \vee\cdots\vee\sim Q_r \vee\cdots\vee\sim Q_n$ $(r \neq i\ )$

$=Q_i{}^* \vee\sim Q_1 \vee\cdots\vee\sim Q_r \vee\cdots\vee\sim Q_n$

$=Q_i{}^* \leftarrow Q_1\ ,\ \cdots,\ Q_r\ ,\ \cdots,\ Q_n$

よって、ある Q_i に対して、

$$\left[\begin{array}{l} Q_1\ . \\ \vdots \\ Q_r\ . \qquad\qquad (r \neq i\ ) \\ \vdots \\ Q_n\ . \\ \leftarrow Q_i{}^*\ . \end{array}\right.$$

が成功すればGは成り立つ。

［例5．1］ 実行例

例4．1の知識に対して考える。

(i)［∀X］：hascar（+，X）← man（+，X）
in class-a（+，X）．

まず、領域は｛john, bill, mary, kate｝となる。この領域中の各々の要素について考えてみると、

・X＝johnの時
［ man（+，john）．
 ←hascar（+，john）．

・X＝billの時
［ man（+，bill）．
 ←hascar（+，bill）

・X＝maryの時
← man（−，mary）．

・X＝kateの時
← man（−，kate）．

となり、それぞれ、上のようなゴール節が成功するので、答は yes（証明可能）となる（但し、ここでは、仮定、man（+，john）および man（+，bill）は実質的には不必要である）。

(ii)［∀X］：hascar（+，X）← woman（+，X）
in class-a（+，X）．

・証明可能性

X＝mary（およびkate）の時、失敗する。

・矛盾性

X＝maryの時

←hascar（−，mary），woman（+，mary）．

が成功するので、答は no（矛盾）となる。すなわち、この質問に対する反駁例である mary が存在する。

(iii)［∀X］：hascar（−，X）← woman（+，X）
in class-a（+，X）．

・証明可能性

X＝kateの時、失敗する。

・矛盾性

X＝john, bill, mary および kate のすべてについて、

←hascar（+，X），woman（+，X）．

が失敗する。よって、答は unknown（独立）となる。すなわち、kate が車を持っているかどうか、現在知らず、この定義しだいで、答は、yes とも no ともなりえる。

6． 2つの拡張

この章では、本来のT方式開世界推論［2］にはなかった2つの拡張について述べる。どちらも質問の表現に関する拡張である。なお、一般のT方式開世界推論の場合も、以下とほぼ同様な取扱いで、この拡張を実現できる。

6．1 質問中のT式の拡張

質問を構成するT式Gには2つのタイプがあったが、そのうち、

$G=Q_1\ ,\ \cdots,\ Q_m$

のタイプを次のように拡張する。

$G=Q_1\ ,\ \cdots,\ Q_m \leftarrow P_1\ ,\ \cdots,\ P_n$

$m \geqq 1,\ n \geqq 0$

このようなT式を含む質問を取扱えるようにするために、5章のStep 2を次のように変更する。

(ii) $G=Q_1\ ,\ \cdots,\ Q_m \leftarrow P_1\ ,\ \cdots,\ P_n$ の場合

$$\left[\begin{array}{l} P_1\ . \\ \vdots \\ P_n\ . \\ \leftarrow Q_1\ ,\ \cdots,\ Q_m\ . \end{array}\right.$$

ないし、ある P_i に対して、

$\leftarrow P_i$ * .
のどちらか一方が成功すればGは成り立つ。

(iv) $G=(Q_1, \cdots, Q_m \leftarrow P_1, \cdots, P_n)$ *
の場合
$\leftarrow P_1, \cdots, P_n$.
が成功し、かつ、あるQ_i に対して、

$$\left[\begin{array}{ll} Q_1 . & \\ \vdots & \\ Q_r . & r \neq i \\ \vdots & \\ Q_m . & \\ \leftarrow Q_i * . & \end{array}\right.$$

が成功すればGは成り立つ。

6．2 解の探索

質問の限量詞リストの先頭に ans $(X_1, \cdots, X_n)$ というものを入れてもよいとする。すなわち、次のような形式の質問を許す。

$Q=[\text{ ans}(X_1, \cdots, X_n), q1Y_1, \cdots, qmY_m]$: G in D.

但し、各X_i はD中に現れていなければならない。この質問の意味は、“$[q1Y_1, \cdots, qmY_m]$: G in D. が成り立つような$(X_1, \cdots, X_n)$ に対するすべてのインスタンスの組を解として出力せよ”である。

取扱い方法

1）証明可能性チェックにおいて
論理的には、
ans $(X_1, \cdots, X_n) = \exists X_1, \cdots, \exists X_n$
として解釈される。そして、このような質問Qが証明可能ならば、そのときの$X_1, \cdots, X_n$ に対するインスタンスの組が解となるわけである。そこで、推論手続きのＳtep 1を後に示すように変更する。

2）矛盾性チェックにおいて
PL* =“PL中の ans (…) を ans (…) * に、∀を∃に、∃を∀に置き代えたもの”
とし、Q* の証明可能性をチェックする。論理的には、
ans $(X_1, \cdots, X_n)^* = \forall X_1, \cdots, \forall X_n$
として解釈されるが、ここでは“∀”の解釈を少し変え、以下のようにＳtep 1を変更する。

Ｓtep 1の変更

Ｓtep 1に次の項目を追加する。

(iii) $PL=[\text{ ans}(X_1, X_2, \cdots, X_n) \cdots]$
の場合
d1 $(+, X_1)$, …, dn $(+, X_n)$ を満足させ、かつ、それをQに代入した式が証明可能であるようなすべてのインスタンスの組を出力した後、手続きを強制的に失敗させ、矛盾性チェックに入る。

(iv) $PL=[\text{ ans}(X_1, X_2, \cdots, X_n)^* \cdots]$
の場合
d1 $(+, X_1)$, …, dn $(+, X_n)$ を満足させるすべてのインスタンスの組から、証明可能性チェックで求められた解を取除いたインスタンスの組に対して、それをQに代入した各式が証明可能ならば、質問は矛盾となる。

このようにすると ans (…) を含む質問に対して、次のような４通りの答方ができるようになる。

質問：
[ans (X)] : q (+, X) in d (+, X) .

(i) $\alpha_1, \cdots, \alpha_n$
unknown
{解は$\alpha_1, \cdots, \alpha_n$ でそれ以外知らない。}
(ii) unknown
{ q (+, X) であるようなものを知らない。}
(iii) no
{ q (+, X) であるようなものは存在しえない。}
(iv) $\alpha_1, \cdots, \alpha_n$
no
{解は$\alpha_1, \cdots, \alpha_n$ でそれ以外に存在しえない。}

［例6．1］

例4．1の知識に対して考える。

(i) [ans (X)] : hascar (+, X), man (+, X) in class-a (+, X) .
john, bill
no
(ii) [ans (X)] : hascar (+, X), woman (+, X) in class-a (+, X) .
unknown

(iii) [ans (X)] : hascar (−, X), man (+, X)
in class-a (+, X).

no

(iv) [ans (X)] : hascar (−, X), woman (+, X) in class-a (+, X).

mary

unknown

7. むすび

本論文では、変数が動く領域を適当な有限領域に限定して推論を行なう領域限定推論を、T述語を用いてホーン節の枠組の中で実現した。これは、筆者らが以前に提案したT方式開世界推論に比べて、より、応用的であるといえる。付録に実行例を載せる。なお、本手続きは、PC9800のPROLOG、KABA上でインプリメントされている。

ここでは、質問中に含まれる変数はすべて領域限定されているが、領域限定のない変数も含ませられるように拡張することは可能である。つまり、このような変数に対しては、従来のT方式開世界推論の場合と同様に取扱えばよい。現在、このバージョンも、PROLOG、KABA上でインプリメントされている。

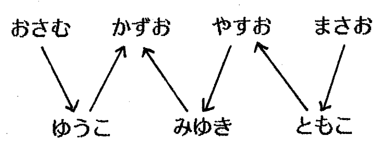
［参考文献］

1) 北上始，麻生盛敏，et al．：知識同化機構の一実現法，情報処理学会研究会資料「知識工学と人工知能」，30-2 (1983)

2) 西原典孝，森田憲一：T述語を使用したホーン節による否定の表現と開世界推論，情報処理学会研究会資料「知識工学と人工知能」，38-3 (1985)

［付録］実行例

class-a (+, おさむ).
class-a (+, かずお).
class-a (+, やすお).
class-a (+, まさお).
class-a (+, ゆうこ).
class-a (+, みゆき).
class-a (+, ともこ).
man (+, おさむ).
man (+, かずお).
man (+, やすお).
man (+, まさお).
woman (+, ゆうこ).
woman (+, みゆき).
woman (+, ともこ).
man (−, X) ← woman (+, X).
woman (−, X) ← man (+, X).
love (+, おさむ, ゆうこ).
love (+, やすお, みゆき).
love (+, まさお, ともこ).
love (+, ゆうこ, かずお).
love (+, みゆき, かずお).
love (+, ともこ, やすお).
love (−, X, Y) ←love (+, X, Z), Y／==Z.
{各自一人だけ愛している人がいる}



(x →y : x love y)

質問

1) [∀X, ∃Y] : love (+, Y, X), man (+, Y) ← woman (+, X)
in class-a (+, X) : class-a (+, Y).
{各女性には自分を愛してくれている男性がいるか}

yes

2) [∀X, ∃Y] : love (+, Y, X), woman (+, Y) ← man (+, X)
in class-a (+, X) : class-a (+, Y).
{各男性には自分を愛してくれている女性がいるか}

no

3) [ans (X), ∃Y] : love (+, Y, X), man (+, X), woman (+, Y)
in class-a (+, X) : class-a (+, Y).
{自分を愛してくれている女性のいる男性は誰か}

かずお, やすお

no

4) [ans (X)] : love (+, X, ゆうこ), man (+, X) in class-a (+, X).
{ゆうこを愛している男性は誰か}

おさむ

unknown

追加知識： love (+, かずお, みゆき).

5) [ans (X)] : love (+, X, ゆうこ), man (+, X) in class-a (+, X).

おさむ

no

6) [ans (X, Y)] : love (+, X, Y), love (+, Y, X), man (+, X), woman (+, Y)
in class-a (+, X) : class-a (+, Y).
{相思相愛な者達は誰か}

(かずお, みゆき)

no