準共有知識空間:共有知識の一つのモデル

3C－3

房岡 璋　千葉 誠一　山崎 貴満
立命館大学情報学科

1 はじめに

多エージェントにおける知識構造に関しては、Fagin,Halpern[1] によって、Kripke Model による体系的取り扱いが行われており、また、こうした様相論理に基づいた問題解決の手法も広く研究されている [2].

多エージェントの場合、Coordination や Agreement などの共同行為を成立させる基本として、共有知識 (common knowledge) が不可欠であるが、共有知識は、知識の所有に関する無限の付帯的な知識を共有していることを意味しているので、取り扱いが難しい.

本論文では、エージェントの集団が、準共有知識空間と呼ぶ条件を満たしている単純化されたモデルを扱う. 準共有知識空間では、各々の知識は、それを共有しているエージェントの集団 (Group) によって特徴づけられるという性質があり、Group のメンバーシップに基づいた推論アルゴリズムを与えることができる.

2 準共有知識空間

全てのエージェントと全ての知識に対して、以下の条件が満たされている時、そのエージェントの集合を準共有知識と呼ぶ.

条件： ある知識を持っているエージェントは、同時に、他の誰かがその知識を持っている場合、その事を含めて知っている.

このような条件を満足する知識空間は実際的問題でよく現れる. 例えば、よく管理された会議においての知識や、「三賢人のパズル」における知識は、準共有知識空間を形成している.

以下において様相オペレータ $K_x, K_y \cdots$ は、S5 の公理を満たすとする. エージェントの集合をΛとし、準共有知識空間は次の様に定義される.

定義 3: 準共有知識空間

任意の論理式φ に対し

$\forall x, y \in \Lambda(K_x\varphi \wedge K_y\varphi \supset K_xK_y\varphi)$

が満たされる時、G を準共有知識空間と呼ぶ.

準共有知識空間は、次の性質を持つ

定理 1:G を準共有知識空間とする. 任意のφ に対して $\forall x, y \in G(K_x\varphi \wedge K_y\varphi \equiv K_xK_y\varphi \wedge K_yK_x\varphi)$

定理 2:任意の論理式φ 及び $\forall U \subseteq G$ に対して $\forall x \in U\{(K_x\varphi) \supset C_U\varphi\}$

ここで、$C_U\varphi$ は、φ が集団 U の共有知識であることを示す様相オペレータである [1].

On A Common Knowledge Model in Multi-agent Environment
Akira Fusaoka , Seiichi Chiba and Takamitsu Yamasaki
Department of Computer Science Ritsumeikan University

3 推論アルゴリズム

一般に、各エージェントが、知識を交換し合うことによって、全体として、知識の所有関係が変化し、集団としての知識空間が発展する. この様な共有知識の変化を推論するために、以下では、共有知識そのものよりも、社会関係を用いることとし、各知識φ に対するグループ $G(\varphi)$ の所属関係 (メンバーシップ) に基づいたアルゴリズムを与える.

但し、以下では、一度得られた知識は忘れないものとする. 更に、知識交換の過程で、実世界は変化しないものとしている.

3.1 メンバーシップ

準共有知識空間において、知識の所有者の集合を次のように定義する.

定義 4: グループ 与えられた論理式 φ に対して、$G(\varphi) \subseteq \Lambda$を以下のように定義する.

$G(\varphi) \equiv \{x | K_x\varphi\}$

$G(\varphi)$ をφ のグループと呼ぶ.

3.2 推論アルゴリズムの形式

メンバーシップを表すために、オペレータを以下のように定義する. 以下で、$\alpha \subseteq \Lambda$はエージェントの部分集合を表す. また、φ は、命題論理式である.

$x\mu\varphi \Leftrightarrow x \in G(\varphi)$, $x\overline{\mu}\varphi \Leftrightarrow x \notin G(\varphi)$

定義 5: 基本式、ブロック、系列

(1) 基本式

以下の形式の式を基本式と呼ぶ.

$L \equiv \Psi_1 \vee \Psi_2 \vee \cdots \vee \Psi_n | \alpha$

ここで、$\Psi_1, \Psi_2, \cdots, \Psi_n$は、命題論理式または、$x\mu\varphi$ または、$x\overline{\mu}\varphi$ の形式の式であり、直観的には、$(\forall x \in \alpha)K_x(\Psi_1 \vee \Psi_2 \vee \cdots \vee \Psi_n)$ である事を意味する.

(2) ブロック、系列

基本式の集合をブロックと呼ぶ. ブロックは、以下に与える規則によって、演繹される基本式の列である. ブロックの列を系列と呼ぶ.

$$\text{系列}\left\{\begin{array}{l} \text{ブロック } B_1 \left\{\begin{array}{l} L_1 \\ L_2 \\ \vdots \end{array}\right. \\ \\ \vdots \end{array}\right.$$

新たなブロックは、情報が追加されることによって生成される. 推論の過程で実世界は変化せず、また、一度得られた知識は忘れられることはないという前提があ

るので、推論の各段階で、今までにあらわれたブロックの基本式のうち、負のメンバーシップ $x\overline{\mu}\varphi$ を含まない式のみ現在のブロックで推論に用いることができる.

定義 6　推論規則

(1) 基本規則

(G1) $\varphi \vee x\overline{\mu}\varphi|\Lambda$
(G2) $x\overline{\mu}\varphi \vee x\mu(x\mu\varphi)|\Lambda$
(G3) $x\mu\varphi \vee x\mu(x\overline{\mu}\varphi)|\Lambda$
(G4) φ が命題論理のトートロジーのインスタンスである時、$\vdash\varphi$ ならば $\varphi \mid \Lambda$
(G5) $x\mu\varphi|\alpha\cup\{x\}$

(2) 変形規則

- Membership : $\forall x \in \alpha$ に対して

$$(\text{Ma})\ \begin{array}{r|l} \varphi & \alpha \\ \hline x\mu\varphi & \alpha \end{array}$$

$$(\text{Mb})\ \begin{array}{r|l} x\mu\varphi & \alpha \\ \hline \varphi & \alpha\cup\{x\} \end{array}$$

- Not rule :

$$(\text{Na})\ \begin{array}{r|l} x\mu\varphi & \alpha \\ \hline x\overline{\mu}\neg\varphi & \alpha \end{array}$$

- And rule :

$$(\text{Aa})\ \begin{array}{r|l} x\mu(\varphi\wedge\psi) & \alpha \\ \hline x\mu\varphi & \alpha \\ x\mu\psi & \alpha \end{array}$$

$$(\text{Ab})\ \begin{array}{r|l} x\overline{\mu}(\varphi\vee\psi) & \alpha \\ \hline x\mu\neg\varphi & \alpha \\ x\overline{\mu}\psi & \alpha \end{array}$$

- Or rule :

$$(\text{Oa})\ \begin{array}{r|l} x\mu(\varphi\vee\psi) & \alpha \\ \hline x\overline{\mu}\neg\varphi \vee x\mu\psi & \alpha \end{array}$$

$$(\text{Ob})\ \begin{array}{r|l} x\overline{\mu}(\varphi\wedge\psi) & \alpha \\ \hline x\overline{\mu}\varphi \vee x\overline{\mu}\psi & \alpha \end{array}$$

- Unification : ただし Ψ_1, Ψ_2, Φ は、命題論理式または、$x\mu\varphi$ または、$x\overline{\mu}\varphi$ の形式の式を表す.

$$(\text{Ua})\ \begin{array}{r|l} \Phi\vee\Psi_1 & \alpha \\ \neg\Phi\vee\Psi_2 & \beta \\ \hline \Psi_1\vee\Psi_2 & \alpha\cap\beta \end{array}$$

4 推論事例

推論事例として、二賢人のパズルを用いて推論過程を示す.

[二賢人のパズル]

Step1 二人の賢人が白色または黒色の帽子を被っている. お互いに相手の帽子の色はみえるが、自分の色は判らない. **Step2** 子供がやってきて、「二人のうち少なくとも一人は黒い帽子を被っている.」といった. **Step3** その子供が全員に、「自分の色が判りますか.」と尋ねたら、二人とも答えは、「no.」だった. **Step4** 再び子供がやってきて、「一人の賢人に自分の色が判りますか.」と尋ねた.

問題 Step4 に於いて、賢人は何と答えたか.

4.1 推論過程

各エージェントを x,y で表す. x,y の帽子の色が、黒色であることを a,b で表し、白色であることをその否定で表す.

Step1 初期状態

お互いに相手の帽子の色が見えるという事実が (x,y) の共有知識であることから、以下が成り立つ.

$$B_1 \begin{cases} x\mu b \vee x\mu\neg b|\{x,y\} \\ y\mu a \vee y\mu\neg a|\{x,y\} \end{cases}$$

Step2 新たな情報 $a \vee b$ が共有知識に加わる.

$$B_2 \{\ a \vee b|\{x,y\} \quad Ma \text{ を用いて}$$

$$B_2 \begin{cases} x\mu(a\vee b)|\{x,y\} \\ y\mu(a\vee b)|\{x,y\} \end{cases} \quad Oa \text{ を用いて}$$

$$B_2 \begin{cases} x\overline{\mu}\neg b \vee x\mu a|\{x,y\} \\ y\overline{\mu}\neg a \vee y\mu a|\{x,y\} \end{cases} \quad B1 \text{ と } Ua \text{ を用いて}$$

$$B_2 \begin{cases} x\mu a \vee x\mu b|\{x,y\} \\ y\mu a \vee y\mu b|\{x,y\} \end{cases}$$

Step3 新たな情報 $x\overline{\mu}a$, $y\overline{\mu}b$(自分の帽子の色は、わからない) が加わる.

$$B_3 \begin{cases} x\overline{\mu}a|\{x,y\} \\ y\overline{\mu}b|\{x,y\} \end{cases} \quad B2 \text{ と } Ua \text{ を用いて}$$

$$B_3 \begin{cases} x\mu b|\{x,y\} \\ y\mu a|\{x,y\} \end{cases} \quad Mb \text{ を用いて}$$

$$B_3 \begin{cases} a|\{x,y\} \\ b|\{x,y\} \end{cases} \quad x,y \text{ ともに黒色である.}$$

5 おわりに

本研究では、任意の φ について任意のエージェントが

$$K_x\varphi \wedge K_y\varphi \supset K_xK_y\varphi$$

を満たす知識空間について, その性質を調べ、推論過程において実世界に変化が生じない場合について、推論の手続きを与えた. 知識の交換に加えて行為が行なわれる、より一般な場合に対する準共有知識空間の推論手続きについては今後の課題である.

参考文献

[1] R. Fagin, J. Y. Halpern, Y. Moses and M. Y. Vardi : Reasoning About Knowledge, The MIT Press, 1995.

[2] Y. Shoham: Agent oriented programming, Artificial Intelligence 60(1), 51-92 , 1993.

[3] 房岡 璋, 千葉 誠一 :多エージェントに於ける共有知識モデル, 情報処理学会人工知能研究会 (1996 年 1 月)