国防科技大学学报
JOURNAL OF NATIONAL UNIVERSITY OF DEFENSE TECHNOLOGY
第18卷第4期 1996年12月 Vol. 18 No. 4

Context 的非单调推理*

刘海燕 陈火旺 刘凤岐
(国防科技大学计算机系 长沙 410073)

摘 要 基于文[1]定义的 context 逻辑 CL，本文分别引入限制理论和缺省理论到 context 推理中，给出有关的定义和定理。

关键词 非单调，限制，缺省，优先
分类号 TP301.2

Nonmonotonic Reasoning of Context Logic

Liu Haiyan Chen Huowang Liu Fengqi
(Department of Computer Science, NUDT, Changsha, 410073)

Abstract Based on the Logic of context, CL, defined in [1], circumscription and default theory are introduced into context reasoning, its related definitions and theorems are also provided.

Key words nonmonotonic, circumscription, default, priority

对 context 的依赖性仅是常识的特征之一，非单调性、不确定性、容错性以及不精确性等都是常识的重要特征，这些特征是相互联系的，如不精确推理本身就是非单调的。在这些特征中，对非单调的研究比较深入，成果也很多。把各个特征融合在同一个形式框架内是 AI 基础研究的一个目标。实现这一目标有很多困难，因为到目前为止，对各个性质的研究还不完善，还未形成统一的标准，而且它们的融合绝不能是简单地堆积。

Context 逻辑与非单调性密切相关，与文[1]的例子类似：设有 context c_0，c_1 和 c_2，满足 $c_0\mathbf{O}c_1$，$c_0\mathbf{O}c_2$，$T_{c0}=\{\forall x(\mathrm{ist}(c_1, \mathrm{tall}(x))\rightarrow \mathrm{ist}(c_2, \mathrm{tall}(x, \mathrm{Person})))\}$，$T_{c1}=\{\mathrm{tall}(\mathrm{Mike})\}$，$T_{c2}=\{\mathrm{tall}(\mathrm{Mary}, \mathrm{Person}), \sim\mathrm{tall}(\mathrm{Mike}, \mathrm{Person})\}$，那么可以推出 $\vdash_{c0}\mathrm{ist}(c_2, \mathrm{tall}(\mathrm{Mike}, \mathrm{Person}))$ 和 $\vdash_{c0}\sim\mathrm{ist}(c_2, \mathrm{tall}(\mathrm{Mike}, \mathrm{Person}))$，出现了不协调现象。这是因为，虽然每个 context 自身关于客观世界的信息是协调的，但由于移动规则在不同的 context 间建立了联系，所以导致了不一致性。然而，日常生活中的许多“联系”都不是必然性的

* 1996年3月15日收稿

(if …then…)，而仅在大多数情况下成立(normally or generally speaking if… then…)，也就是说，“联系”是缺省的或有异常的。此外每个 context 所对应的理论也应该允许是非单调的[5~7]，所以 context 逻辑离不开非单调概念，把 context 概念引入非单调推理或把非单调概念引入 context 逻辑都是 context 研究必然要解决的问题。本文把经典的非单调逻辑—— J. McCarthy 的限制理论[2,3]和 R. Reiter 的缺省逻辑[4]引入到文[1]定义的 CL 中，统一处理移动规则的非单调性和 context 所对应理论的非单调性，把 context 概念与非单调思想结合在一个框架内。

第 1 节将定义 context 限制理论；第 2 节给出某种优先限制；然后讨论把“ist”解释成“有效”时的限制。

1 把 ist 解释成“为真”时的限制

本节建立在文[1]第 1、3 节的基础上。

1.1 语法

每个 context 都有自己的“异常”谓词，常用以 ab-开始的符号表示之，所以也称其为 ab-谓词。称含异常谓词的 CL_d 理论为 CL_e，CL_e 与 CL_d 形式上完全相同，但 CL_e 可含异常谓词。仍用 T_c 表示 context c 的领域公理。当 context 集合 **K** 有穷，且各 T_c 都有穷时，称 CL_e 为有穷的，本文仅讨论有穷 CL_e 的非单调推理。

若无特别声明，本文仍遵从[1]的约定。

$\Gamma(CL_e, c)$的定义与 $\Gamma(CL_d, c)$的定义相同，当 CL_e 有穷时 $\Gamma(CL_e, c)$是有穷集。

定义 1.1 设 $T(ab_1, ab_2, \cdots, ab_n) = \wedge\Gamma(CL_e, c)$，即 $\Gamma(CL_e, c)$中所有元素的合取，其中 ab_i 是出现在 $\Gamma(CL_e, c)$中的 $\bar{k}_i$ 的异常谓词。则相对于 c 的限制公理模式 $CIR(CL_e, c)$为：

$$
\begin{aligned}
T(P_1, P_2, \cdots, P_n) \wedge \forall x\, (&ist(\bar{k}_1, P_1(x) \to ab_1(x)) \\
&\wedge \cdots\cdots \\
&\wedge ist(\bar{k}_n, P_n(x) \to ab_n(x))) \\
\to \forall x\, (ist(\bar{k}_1, &\, ab_1(x) \to P_1(x)) \\
&\wedge \cdots\cdots \\
&\wedge ist(\bar{k}_n, ab_n(x) \to P_n(x)))
\end{aligned}
$$

其中，x 表示 n 个变元组成的序偶，它包括了出现在 $\Gamma(CL_e, c)$中的所有的自由变元，$T(P_1, P_2, \cdots, P_n)$表示分别用 P_i 替换 ab_i 后的公式。

设 $Ins\text{-}CIR(CL_e, c)$为 $CIR(CL_e, c)$的所有实例的集合。

定义 1.2 (设 $\bar{k} = [k_0, k_1, \cdots, k_n]$ $n \geq 0$ A 在 context $\bar{k}$ 内由 CL_e 限制可证，即 $\mid\sim^{CL_e}_{\bar{k}} A$

$$
\begin{aligned}
&\text{iff} \quad \mid\sim^{CL_e}_{k_0} ist(k_1, \cdots, ist(k_n, A)\cdots) \\
&\text{iff} \quad \Gamma(CL_e, k_0) \cup Ins\text{-}CIR(CL_e, k_0) \vdash_{k_0} ist(k_1, \cdots, ist(k_n, A)\cdots)
\end{aligned}
$$

1.2 语义

定义 1.3 称 m 为 CL_e 的相对于 c_0 的一个模型，iff 对 m 下的任意赋值 S，都有 $<m, S>$在 c_0 中满足 $\Gamma(CL_e, c_0)$.

定义 1.4 设 m_1 和 m_2 都为 CL_e 的相对于 c_0 的模型，称相对于 c_0，$m_1 < m_2$，如果满足：

(1)m_1 和 m_2 具有相同的个体域，记 m_1，m_2 的个体域为 D。对 c_0 内的任意 context 序列 $\bar{k}$，$m_1(c_0^* \bar{k})$和 $m_2(C_0^* \bar{k})$对常元和函词的解释相同，对除 ab-谓词外的所有其它谓词的解释也相同；

(2)对 c_0 内的任意 context 序列 $\bar{k}$ 和它的任意 n-元 ab-谓词"abp"，及 D 上的任意 n 元序偶$<a_1, \cdots, a_n>$，若$<a_1, \cdots, a_n> \in m_1(c_0^* \bar{k})(\mathrm{abp})$，则$<a_1, \cdots, a_n> \in m_2(c_0^* \bar{k})(\mathrm{abp})$；

(3)存在 c_0 内的 context 序列 $\bar{k}$ 及 $\bar{k}$ 的某个 n 元 ab-谓词"abp"，存在 D 上的 n 元序偶$<a_1, \cdots, a_n>$满足：$<a_1, \cdots, a_n> \notin m_1(c_0^* \bar{k})(\mathrm{abp})$而$<a_1, \cdots, a_n> \in m_2(c_0^* \bar{k})(\mathrm{abp})$。

定义 1.5 m 是 CL_e 的相对于 c_0 的一个极小模型 iff m 是 CL_e 的相对于 c_0 的一个模型，并且对 CL_e 的相对于 c_0 的任意模型 m'，相对于 c_0，$m'<m$ 都不成立。

定义 1.6 $|\approx_{c0}^{CL_e} A$ iff 对 CL_e 的相对于 c_0 的每个的极小模型 m，都有 $m|=_{c0}A$ 成立。

定理 1.1 若$|\sim_{c0}^{CL_e} A$ 则$|\approx_{c0}^{CL_e} A$(证明请参考[2])

上述定理的反向是不成立的，因为每个 context 都包含一阶逻辑，而一阶逻辑的限制理论是不完备的，所以一阶 context 逻辑的限制也必然是不完备的。

例 1 设有 *context* c_0，c_1 和 c_2，满足 $c_0 \mathbf{O} c_1$，$c_0 \mathbf{O} c_2$，c_0 有异常谓词 $\text{ab-tall}_{c1,c2}$.CL_e 为：

$T_{c1}=\{\text{tall}(\text{Mike})\}$

$T_{c2}=\{\text{tall}(\text{Rose}, \text{Person}), \sim\text{tall}(\text{Mike}, \text{Person})\}$

$T_{c0}=\{\forall x(\text{ist}(c_1, \text{tall}(x)) \wedge \sim\text{ab-tall}_{c1,c2}(x) \rightarrow \text{ist}(c_2, \text{tall}(x, \text{Person})))\}$

由上面的定义，我们有$|\sim_{c_0}^{CL_e}\forall x(\text{ab}-\text{tall}_{c_1c_2}(x) \rightarrow x=\text{Mike})$

2 内层 context 优先进行限制

在 context 限制推理中，通常要求内层 context 优先进行限制，也就是说，当两个异常谓词之一必然成立时，在外层 context 中的异常谓词为真。

定义 2.1 设 m_1 和 m_2 都为 CL_e 的相对于 c_0 的模型，则相对于 c_0，$m_1<_p m_2$ iff：

(1)同定义 1.1 并且

(2)(a)相对于 c_0，$m_1<m_2$，或

(b)存在 c_0 内的 context 序列 $\bar{k}_1, \cdots, \bar{k}_n$，对 $\bar{k}_i$ 内的任意不为空的 context 序列 $\bar{c}_i$，$m_1(c_0^* \bar{k}_i^* \bar{c}_i)$与 $m_2(c_0^* \bar{k}_i^* \bar{c}_i)$对 $c_0^* \bar{k}_i^* \bar{c}_i$ 的 ab-谓词的解释都相同；对 $\bar{k}_i$ 的任意 n 元 ab-谓词"ab_i"，及 D 上的任意 n 的元序偶$<a_1, \cdots, a_n>$，若$<a_1, \cdots, a_n> \in m_1(c_0^* \bar{k}_i)(\mathrm{ab}_i)$则$<a_1, \cdots, a_n> \in m_2(c_0^* \bar{k}_i)(\mathrm{ab}_i)$；存在 $\bar{k}_i$ 的 n 元 ab-谓词"abp"和 D 上的 n 元元组$<a_1, \cdots, a_n>$满足：$<a_1, \cdots, a_n> \notin m_1(c_0^* \bar{k}_i)(\mathrm{abp})$而$<a_1, \cdots, a_n> \in m_2(c_0^* \bar{k}_i)(abp)$；对任意其它的 context 序列 $\bar{k}$，或存在 $\bar{c}$ 满足 $\bar{k}^* \bar{c}=c_0^* \bar{k}_i$ 或 m_1，m_2 对 $\bar{k}$ 中的 ab-谓词的解释都相同。或

(c)存在 CL_e 的相对于 c_0 的模型 m_3，满足 $m_1<_p m_3$，$m_3<_p m_2$.

定义 2.2 如果 m 为 CL_e 的相对于 c_0 的模型，并且对 CL_e 的相对于 c_0 任意模型 m'，$m'<_p m$ 都不成立，则称 m 为 CL_e 的相对 c_0 的一个最优模型。

定义 2.3 A 为 CL_e 在 c_0 内的优先限制结论，即 $|\approx^{CL_e}_{p,c0}A$ iff 对 CL_e 的相对于 c_0 的任意最优模型 m，都有 $m|=_{c0}A$ 成立。

例 2 CL_e 只包含 T_{c0} 而 $T_{c0}=\{ab_1(a)\vee ist(c_2, ab_2(b))\}$，由定义 1.4，1.5，存在两个极小模型，$m_1$，$m_2$ 满足 $m_1|=_{c0}ab_1$，$m_2|=_{c0}ist(c_2, ab_2(b))$，根据定义 2.1，$m_1<_p m_2$，所以 $|\approx^{CL_e}_{p,c0}ab_1(a)$.

3 把 ist 解释成"有效"时的限制

本节建立在文[1]第 2，3 节的基础上。

此时也有类似的两种限制方法。不用优先限制时的限制公理模式同定义 1.1。

首先定义一个 context 的结构间的 $\leq_s$ 关系：

定义 3.1 设 u_1，u_2 为 context c 的结构，则 $u_1\leq_s u_2$ iff u_1 和 u_2 的个体域相同，I_{u1}，I_{u2} 对 $\sum_c$ 中的个体常量和函词的解释都相同，对 $\sum_c$ 中的除 ab-谓词外的所有其它谓词的解释也相同，对 $\sum_c$ 的任意 n-元 ab-谓词"abp"，及 D 上的任意 n 元序偶 $<a_1, \cdots, a_n>$，若 $<a_1, \cdots, a_n>\in I_{u1}(abp)$，则 $<a_1, \cdots, a_n>\in I_{u2}(abp)$。

CL_e 的相对于 c 的模型的定义同定义 1.3。

定义 3.2 m_1 和 m_2 为 CL_e 的相对于 c_0 的模型，如果下列条件满足，则称相对于 c_0，$m_1\leq_m m_2$

(1) m_1 和 m_2 具有相同的域，对 c_0 内的任意 context 序列 $\bar{k}$，$m_1(c_0^* \bar{k})$ 和 $m_2(c_0^* \bar{k})$ 的所有结构对常元和函词的解释都相同，对除 ab-谓词外的所有其它谓词的解释也相同；

(2) 对 c_0 内的每个 context 序列 $\bar{k}$，和 $m_2(c_0^* \bar{k})$ 的每个结构 u，在 $m_1(c_0^* \bar{k})$ 中都存在结构 ν，满足 $\nu\leq_s u$ 成立。

定义 3.3 设 m_1 和 m_2 都为 CL_e 的相对于 c_0 的模型，称相对于 c_0，$m_1<_m m_2$ iff 相对于 c_0，$m_1\leqslant_m m_2$ 成立，而 $m_2\leqslant_m m_1$ 不成立。

定义 3.4 m 是 CL_e 的相对于 c_0 的极小模型，iff m 是 CL_e 的相对于 c_0 的一个模型，并且对 CL_e 的相对于 c_0 的任意模型 m'，$m'<_m m$ 都不成立。

定义 3.5 在 CL_e 下，A 为 c_0 的限制结论，即 $|\approx^{CL_e}_{c0}A$ iff 对 CL_e 的相对 c_0 的任意极小模型 m，都有 $m|=_{c0}A$。

若进行优先限制，则采用与第 2 节类似的语义定义。

例 3 设有 context c_0 和 c_1，满足 $c_0\mathbf{O}c_1$

$T_{c0}=\{ist(c_1, A)\wedge\sim ab_0(a)\rightarrow ist(c_1, B), ist(c_1, A)\}$

$T_{c1}=\{A\wedge\sim ab_1(a)\rightarrow B, A\wedge\sim ab_2(a)\rightarrow\sim B\}$

当把 ist 解释成"有效"时，有两个极小模型 m_1 和 m_2，其中

$m_1([c_0, c_1])=\{u_1, u_2\}$，$m_1(c_0)=\{u_0\}$，$m_2([c_0, c_1])=\{u_1\}$，$m_2(c_0)=\{u'_0\}$，

$m_1, u_1|=_{[c0, c1]}\sim ab_1(a)\wedge ab_2(a)\wedge B$

$m_1, u_2|=_{[c0, c1]}\sim ab_2(a)\wedge ab_1(a)\wedge\sim B$

$m_1, u_0|=_{c0}ab_0(a)\wedge\sim ist(c_1, B)$

$m_2, u_1|=_{c0, c1}\sim ab_1(a)\wedge\sim ab_2(a)\wedge B$

$m_2, u'_0 \models_{c0} \sim ab_0(a) \wedge ist(c_1, B)$

当要求内层优先进行限制时，只有一个极小模型 m_1，即根据优先性 $m_1 <_p m_2$。

4 context 缺省理论

本节将把 R. Reiter 的缺省推理引入到 CL 中来。

每个 context 有自己的事实集，它的表示同 T_c，此外，每个缺省也在某个 context 内声明，如：c_0：$ist(c_1, tall(x))$：$Mist(c_2, tall(x, Person))/ist(c_2, tall(x, Person))$，记 context c 的缺省集合为 D_c。称含缺省的 context 理论为 CL_{df}。

定义 4.1 如果 $<T'_c, D'_c>$ 满足下列条件，则称 $<T'_c, D'_c>$ 为 CL_{df} 相对于 c 的缺省理论：

(1)设所有 T_c 构成 CL_d 理论，则 $T'_c = \Gamma(CL_d, c)$；

(2)对 c 内的每个非空 context 序列 $\bar{k}$(设 $\bar{k}=[k_0, k_1, \cdots, k_n]$)及 D'_{kn} 中每个缺省 A：MB/C，都在 c 的缺省集合中增加缺省：$ist(\bar{k}, A)$：$Mist(\bar{k}, B)/ist(\bar{k}, C)$，得到 D'_c。

定义 4.2 E 是 context c 的一公式集，如果 E 是满足下列条件的一个极小集，则称 E 是 CL_{df} 在 c 内的一个扩张：

(1)$T'_c \subseteq E$；

(2)$\{A | E \vdash_c A\} = E$；

(3)对 D'_c 内的任意缺省 A：MB/C，若 $A \in E$，且 $\sim B \notin E$ 则 $C \in E$；

定义 4.3 A 是 CL_{df} 在 c 内的缺省结论，即 $| \sim_c^{CL_{df}} A$，

iff 存在 CL_{df} 在 c 内的一个扩张 E，使得 $A \in E$。

5 结 论

本文在文献[1]的一阶 context 逻辑的基础上引入了非单调思想，从而把 context 逻辑和非单调推理结合在一个框架内。

参 考 文 献

1 刘海燕等．一个多层的 context 逻辑．国防科技大学学报，1996，18(3)

2 McCarthy J. Circumscription — A form of non-monotonic reasoning. Artificial Intelligence，1980 (13)：27～39

3 McCarthy J. Application of circumscription to formalizing commonsense knowledge. Artificial Intelligence，1986(28)：89～116·

4 Reiter R. A logic for default reasoning. Artificial Intelligence，1980(13)：81～132

5 McCarthy J. Notes on formalizing context. in the proceedings of IJCAI'93：555～560

6 Guha R V. Context：A formalization and some application. MCC technical report，Number ACT－CYC－423－91，MCC，Austin Texas，1991

7 Giunchiglia E，Traverso P. A multicontext architecture for formalizing complex reasoning. International journal of intelligent systern，1995，10(5)：501～539

（责任编辑 张 静）