

一种基于群体信念协商的矛盾知识处理模型

王树锋 吴耿锋 潘建国

(上海大学计算机学院 上海 200072)

摘要 一个智能体从周围环境中接收到多种知识,如何将这些知识合并成单一的、一致的知识是一个非常重要的问题,从信念修正中“缩并+添加”得到启发,我们分两步解决这个问题。第一步弱化接收到的多种信息,使之一致,第二步进行简单的合并操作。本文主要研究了第一步,称为基于群体信念协商的矛盾知识处理模型,本文讨论了该模型的公理系统和该模型的过程实现,通过一个例子示范了这种模型下信息合并操作的具体实现过程。

关键词 合并,信念缩并,群体缩并函数,信念协商

A Model of Processing Inconsistency Knowledge Based on Social Belief Negotiation

WANG Shu-Feng WU Geng-Feng PAN Jian-Guo

(College of Computer Science, Shanghai University, Shanghai 200072)

Abstract An intelligent agent may receive information about its environment from several different sources. How should the agent merge these items of information into a single, consistent piece? Taking our lead from the contraction + expansion approach to belief revision. We envisage a two-stage approach to this problem. The first stage consists of weakening the individual pieces of information into a form in which they can be consistently added together. The second stage then consists of simply adding together the information thus obtained. This paper is devoted mainly to the first stage of this process, which we call social contraction model. We consider both a postulational and a procedural approach to social contraction. We also provide a possible instantiations of this model.

Keywords Merging, Belief contraction, Social contraction function, Belief negotiation

一个智能体从周围环境中接收到多种知识,如何将这些知识合并成单一的、一致的知识是一个重要的问题,引起计算机科学中多个领域的关注^[4,6~9]。解决该问题的最简单的方法是将接收到的所有知识合并起来,形成一个知识库。如果这些知识不矛盾,这种办法很好。实际上,智能体接收到的知识常常是有矛盾的,那么简单合并肯定就不合适了。

信念修正文[4]提到的利维等式(Levi Identity)将信念修正操作分解为两个子操作:①缩并,弱化当前信念使之与新信念保持一致,②添加,新信念添加到弱化后的当前信念中。在缩并过程中,新信念总是完全可信的,弱化的是智能体已有的信念。

根据这种思路,我们提出了基于群体信念协商的矛盾知识处理模型,用两个步骤来解决矛盾知识合并的问题,第一步群体缩并,将智能体接收到的多种知识弱化,使之成为一致的知识,第二步添加,将一致的知识合并在一起,这是一个平凡的步骤。在该模型下,传统的信念修正就可看作是“二元合并”,即将两类知识,一类表示智能体已有的信念,另一类表示智能体获得的新信念,合并为一致的知识。

本文主要研究该模型的第一个步骤,从公理系统和过程实现两方面来展开。对于公理系统,通过定义群体缩并函数(Social Contraction function) SC 函数,列出了该函数满足的基本性质,根据最小改变原则得出 SC 函数的附加性质,以及由 SC 函数定义合并操作符;对于过程实现,提出了群体信念协商模型构建的方法,讨论了从群体信念模型产生 SC 函数。

另外需要说明的是本文中信念和知识是不加区分的概念。

1 基本概念

设 W 是可能世界的集合, B 是 W 的非空子集。给定 $B \subseteq W$, 用 \bar{S} 表示 $W - S$ 。设有信息源 $Sources = \{0, 1, 2, \dots, n\}$ $n \geq 1$, 信息源 i 表示信息项 $S_i, S_i \subseteq B$, 在某个可能世界 W 中为真, 信息源中包含不一致(矛盾)信息则表示为 ϕ 。信息模板(information profile)与信息源 $Sources$ 相关, 是 $B^{Sources}$ 集合的一个元素, 用向量 $\vec{S} = (S_0, S_1, \dots, S_n)$ 来表示, S_i 是 \vec{S} 中第 i 项信息。如果 $\bigcap_i S_i \neq \phi$, 则称该信息模板是一致的, 否则就是不一致的(矛盾的)。给定两个信息模板 \vec{S}^1 和 \vec{S}^2 , 对于 $\forall i \in Sources$, 有 $\vec{S}^1 \subseteq \vec{S}^2$, 意味着 $S_i^1 \subseteq S_i^2$ 。如果 $\vec{S}^1 \subseteq \vec{S}^2$ 且 $\vec{S}^2 \not\subseteq \vec{S}^1$, 则有 $\vec{S}^1 \subset \vec{S}^2$ 。设 f 是定义在 $B^{Sources}$ 上的函数, $f(\vec{S})$ 表示为: $f(\vec{S}) = (f_0(\vec{S}), f_1(\vec{S}), \dots, f_n(\vec{S}))$, 其中 $f_i(\vec{S})$ 是 $f(\vec{S})$ 中的第 $i+1$ 个元素。

2 群体信念协商模型的公理系统

2.1 SC 函数的定义和基本性质

直观地讲, SC 函数应该是这样一个函数 $f: B^{Sources} \rightarrow B^{Sources}$, 在信息源 $Sources$ 中将信息模板 \vec{S} 映射为一个新的信息模板 $f(\vec{S})$, 该 $f(\vec{S})$ 对 \vec{S} 进行了修正(弱化), 保证其信息是一致的。由此定义可得出函数 f 的基本性质:

性质 1 $\vec{S} \subseteq f(\vec{S})$ (SC1)

性质 2 $f(\vec{S})$ 是一致的 (SC2)

王树锋 博士研究生, 主要研究方向: 人工智能、知识管理; 吴耿锋 博士生导师, 主要研究方向: 人工智能; 潘建国 博士研究生, 主要研究方向: 人工智能、语义网。

性质 3 如果 \vec{S} 一致, 则 $f(\vec{S}) = \vec{S}$ (SC3)

性质 1 表明, 通过对信息源中的单个信息项弱化, 删除一些不一致(矛盾)的信息, 但不添加新的信息, 使 $f(\vec{S})$ 保持一致。性质 2 表明, 对 \vec{S} 弱化的最终目标是保证 $f(\vec{S})$ 的一致性。性质 3 表明, 如果 \vec{S} 本来是一致的, 则修正是不必要的。

为了考虑问题的方便, 设想在信息源中包含一个这样的信息源, 该信息源提供的信息都是可信的, 永远不需要修正(弱化), 用 $Sources_0$ 来表示。这样得到 SC 函数的第四个性质。

性质 4 $f_0(\vec{S}) = S_0$ (SC4)

$$Sources^+ = Sources \cup \{Sources_0\}$$

这种设想类似于集合中的全集, 应该是合理的。当然, 在实际环境中, 不一定存在这样一个完全可信的信息源 S_0 , 可以用平凡的信息 W 来替代, 即 $S_0 = W$ 。

根据前面的性质, 得到群体缩并函数(SC 函数)的严格定义。

定义 1 函数 $f: B^{Sources} \rightarrow B^{Sources}$ 是信息源 $Sources^+$ 上的群体缩并函数(SC 函数)当且仅当函数 f 满足性质 1 到性质 4。

群体缩并函数是对信息源中的信息群体(多个信息项)进行缩并(弱化)后得到的结果, 也可以这样理解, SC 函数是对信息源中相关的单个信息项(个体信息项)弱化结果的综合, 因此由 SC 函数可以定义出个体缩并函数。设 f 是 SC 函数, 对于 $\forall i \in Sources^+$, 定义函数 $\Theta_i: B \times B \rightarrow B$, 对于任意 $S, T \in B$, $S\Theta_i T = f_i(\vec{U})$, 其中 $\vec{U} \in B^{Sources}$ 且 $U_i = S, U_0 = T$, 对于任意 $j \in \{0, i\}, V_j = W$, 将函数 Θ_i 称为与 f 相关的个体缩并函数。函数 Θ_i 满足下面的定理。

定理 1 设 f 是一个 SC 函数, $\forall i \in Sources^+$, 则 Θ_i 函数满足:

性质 1 $S \subseteq S\Theta_i T$ (ind1)

性质 2 $(S\Theta_i T) \cap T \neq \emptyset$ (ind2)

性质 3 如果 $S \cap T \neq \emptyset$, 则 $S\Theta_i T = S$ (ind3)

上述性质 1 到性质 3, 与 AGM 缩并公理相对应。AGM 中的恢复公理, 可用 $S\Theta_i T \subseteq S \cup T$ 表示。显然, 该函数不满足 AGM 中的恢复公理。

2.2 信息源合并操作符的定义

在 AGM 中, Levi 定理说明信念修正是信息缩并(让不一致的信息弱化为一致)和信息添加(将一致的信息添加到信念库中)两个过程的结合。SC 函数是将 \vec{S} 中多个不一致(矛盾)的信息项缩并(弱化)为彼此一致的信息, 符合 Levi 定理的第一个步骤, 然后将这些一致的信息简单地合并到已有的知识库中。因此只有将 Levi 定理推广到群体缩并环境, 就可以定义合并多个知识库的操作符了。

定义 2 给定 SC 函数 f , 在信息源 $Sources^+$ 上, 对于每一个信息模板 \vec{S} , 信息源合并操作符 Δ_f 定义为: $\Delta_f(\vec{S}) = \bigcap_{i=0}^n f_i(\vec{S})$ 。

由 f 的基本性质可以推出 Δ_f 的基本性质: 由 (SC2) 得 $\Delta_f(\vec{S}) \neq \emptyset$ 。由 (SC3) 得, 如果 \vec{S} 是一致的则 $\Delta_f(\vec{S}) = \bigcap_i S_i$ 。由 (SC4) 得 $\Delta_f(\vec{S}) \subseteq S_0$ 。由于具有上述性质, Δ_f 类似于 Konieczny 和 Dino-Perez 提出的具有完整性约束的信念合并操作符, 而 S_0 就是完整性约束条件。

2.3 SC 函数的附加性质

在信念修正中, 保证信念的最小改变是信念修正的最根

本原则。对 SC 函数来讲, (SC3) 是该思想的平凡体现。性质 5 描述了在一般情况下 SC 函数实现最小改变的条件。

性质 5 $\forall i \in Sources^+$, 如果 $S_i \cap \bigcap_{j \neq i} f_j(\vec{S}) \neq \emptyset$, 那么 $f_i(\vec{S}) = S_i$ 。 (SC5)

我们注意到性质 (SC4) 是性质 (SC5) 的特例, 因为 S_0 是完全可信的信息源。

定理 2 设函数 $f: B^{Sources} \rightarrow B^{Sources}$ 是 SC 函数, 如果 f 满足 (SC1)、(SC4) 和 (SC5), 则 f 也满足 (SC3)。

在信念修正文献中常常提到最大选择缩并和修正, SC 函数也可以实现这个功能。设函数 f 是 SC 函数, 对于每一个信息模板 \vec{S} 定义集合: $X_f(\vec{S}) = \{i \in Sources^+ \mid f_i(\vec{S}) = S_i\}$ 则 $X_f(\vec{S}) \subseteq Sources^+$, 即对于信息模板 \vec{S} , $X_f(\vec{S})$ 是信息源集合(不包含 0), 根据 SC 函数 f , 这个信息源集合中的信息不被弱化。根据最小修改原则, $X_f(\vec{S})$ 应该是 $Sources^+$ 的最小子集。性质 6 能保证合并操作具有类似最大选择缩并的特点。

性质 6 对于 $\forall i \in Sources^+$, 如果 $S_i \cap (\bigcap_{j \in X_f(\vec{S})} S_j) \cap S_0 \neq \emptyset$, 则 $i \in X_f(\vec{S})$ 。 (SC6)

定理 3 设函数 $f: B^{Sources} \rightarrow B^{Sources}$ 满足性质 4 (SC4), 如果 f 满足性质 6 (SC6), 则函数 f 满足性质 5 (SC5)。

群体缩并应该能由个体缩并来体现, 性质 7 表示了这个特点。

性质 7 对于 $\forall i \in Sources^+$, $f_i(\vec{S}) = S_i \Theta_i (\bigcap_{j \neq i} f_j(\vec{S}))$ 。 (SC7)

该性质可解释为 $f(\vec{S})$ 群体缩并操作结果描述了一种平衡状态, 每一个信息源的信息 S_i 按照信息源个体缩并函数进行充分弱化, 和其他信息源弱化的结果保持一致。

3 群体信念协商模型的过程实现

文[1]对非优先级信念修正提出了多种解决办法。在这些方法中, 处理新输入的信息一种是全部拒绝或全部接受, 另一种是有选择地接受部分。文[2]提出的基于信念协商模型框架适用于两个信息源的合并, 属于后一种解决办法。该框架的基本思路是, 信息源中的每一条信息在协商过程中逐步弱化, 直到达到“共同的基础”即所有信息源中的信息项彼此一致。将该模型扩展使之处理 $n+1$ 个不同信息源中的信息(其中一个信息源完全可信), 就可以实现矛盾知识的合并处理了。

3.1 群体信念协商模型的构建

在信息源上有信息模板 \vec{S} , 定义 $f^N(\vec{S})$ 如下: 设信息模板 $\vec{S}^0 = \vec{S}$, 如果 \vec{S}^0 一致, 则 $f^N(\vec{S}) = \vec{S}^0$, 否则就进行“一轮协商”, 即信息源之间展开竞争, 失败者(可能是几个)必须做出某种让步, 以最大的可能性降低自己的地位, 胜利者保持原样, 于是形成了新的信息模板 \vec{S}^1 且 $\vec{S}^0 \subseteq \vec{S}^1$ 。现在看 \vec{S}^1 是否一致。如果一致, 令 $f^N(\vec{S}) = \vec{S}^1$, 否则开始下一轮协商, 这轮失败者再做让步。一直这样进行下来, 直到 \vec{S}^j 一致, 这时 $f^N(\vec{S}) = \vec{S}^j$ 。将这种直观的描述形式化, 就构建起了群体信息协商模型。

设 Ω 为信息模板的确定的集合, 称 $\omega = (\vec{S}^0, \dots, \vec{S}^m) \in \Omega$ 是递增的当且仅当对 $j=0, 1, \dots, m-1$ 有 $\vec{S}^j \subseteq \vec{S}^{j+1}$ 。

定义顺序集 $\Sigma \subseteq \Omega$, $\Sigma = \{\omega = (\vec{S}^0, \dots, \vec{S}^n) \in \Omega \mid \omega$ 是递增的且 \vec{S}^m 不一致 $\}$ 。 $\sigma = (\vec{S}^0, \dots, \vec{S}^m) \in \Sigma$ 表示从 \vec{S}^0 开始进行协商的可能顺序, 如果 \vec{S}^m 是不一致的, 则该协商过程还未完成, \vec{S}^m 表示当前正在协商的位置。

在群体信念协商过程中, 需要解决两个问题: 第一个是每

一轮协商是如何进行的,第二个是在一轮协商后失败者要做出那些让步。

对于第一个问题。设有函数 $g: \Sigma \rightarrow 2^{Sources^+}$ 描述在 $\sigma = (\vec{S}^0, \dots, \vec{S}^m)$ 阶段选择那个信息模板作为一轮协商的失败者。为了防止选择时产生死锁,要保证至少有一个信息模板在协商中失败,同时,有终止协商的条件,满足该终止条件,该信息模板就不能被弱化了。因此得到下面的条件:

$$g(\sigma) \neq \emptyset \quad (g0a)$$

$$i \in g(\sigma) \Rightarrow S_i^m \neq W \text{ 其中 } \sigma = (\vec{S}^0, \dots, \vec{S}^m) \quad (g0b)$$

对于第二个做那些让步的问题,可描述如下:对 $\sigma = (\vec{S}^0, \dots, \vec{S}^m) \in \Sigma$, 定义一个函数 $\nabla_\sigma: Sources^+ \rightarrow B$, $\nabla_\sigma(i)$ 表示对 S_i^m 所做的弱化,其中 i 是 σ 中进行弱化的那个阶段。为了防止死锁,这种弱化必须满足下来条件:

$$S_i^m \subseteq \nabla_\sigma(i) \quad (\nabla 0a)$$

$$\nabla_\sigma(i) = S_i^m \Rightarrow S_i^m = W \quad (\nabla 0b)$$

定义 3 群体信念协商模型是有序对 $N = \langle g, \{\nabla_\sigma\} \sigma \in \Sigma \rangle$, 其中 $g: \Sigma \rightarrow 2^{Sources^+}$ 是满足 (g0a)、(g0b) 的函数;同时对每一个 $\sigma \in \Sigma$, $\nabla_\sigma: Sources^+ \rightarrow B$ 是一个满足 ($\nabla 0a$)、($\nabla 0b$) 的函数。

3.2 从群体信念协商模型推导出 SC 函数

当在信息源中给定的信息模板 \vec{S} 上完成了协商过程,信念协商模型 N 就唯一地确定了。该协商过程返回了一个 $B^{Sources} \rightarrow \Omega$ 的函数 $f^N(\vec{S}) = \sigma = (\vec{S}^0, \dots, \vec{S}^k)$, 其中

- ① $\vec{S}^0 = \vec{S}$,
- ② k 是使 \vec{S}^k 一致的最小值,
- ③ 对每一个 $0 \leq j < k, i \in Sources, S_i^{j+1} = \begin{cases} \nabla_{\sigma_j}(i) & \text{如果 } i \in g(\sigma_j) \\ S_i^j & \text{其他} \end{cases}$

一个信念协调模型 N 生成一个函数 $f^N: B^{Sources} \rightarrow B^{Sources}$, 该函数 f^N 构成了一个 SC 函数。实际上每个 SC 函数就是用这种方法构造出来的。

定理 4 设 $f^N: B^{Sources} \rightarrow B^{Sources}$ 是一个函数, f 是 SC 函数当且仅当在信任协商模型 N 下 $f = f^N$ 。

用 Δ_N 表示由 f^N 定义的合并操作符, Θ_i^N 表示与 f^N 相关的第 i 个信息源的个体缩并函数 Θ_i^N 。 Θ_i^N 函数仅与 ∇_σ 函数有关。定理 5 描述了这个特性。

定理 5 设 $N = \langle g, \{\nabla_\sigma\} \sigma \in \Sigma \rangle, N' = \langle g', \{\nabla_\sigma\} \sigma \in \Sigma \rangle$, 是第一个项不相同的信念协商模型, 对于 $\forall i \in Sources^+,$ 由 $\Theta_i^N = \Theta_i^{N'}$ 。

4 群体信念模型实现的示例

4.1 构造 g 和 ∇_σ 函数的一种方法

为了方便在信念协商模型中构造 g 和 ∇_σ 函数,需对信息源附加额外的信息:即对每一个信息源 $i \in Sources^+$, 有一个集合 $S_i \in B$, 另外有一个该信息项在 W 可能世界中出现的概率值,用排序数(ranking)来表示。一个排序数(ranking)是一个函数 $r: W \rightarrow N, B$ 是可能世界的集合,对每一个 $T \in B, r(T) = \min_{w \in T} r(W)$ 。给定 $S \in B$, 称 r 是排序数的位置(ranking anchored)当且仅当 $r^{-1}(0) = S$ 。这种排序数及其变种在知识表示中是很常见的,广泛应用于知识合并和信念修正中。与信息源相关的排序数赋值是一个函数 R , 对于 $\forall i \in Sources^+$ 和 $S \in B$, 排序数 $[R_i(S)]$ 赋值给 S 。假设信息源 S_0 是标准值,还假设所有的信息源使用同一标准计算排序数。

这样就可以定义 g 和 ∇_σ 函数。

g 函数定义的基本想法是:在 $\sigma = (\vec{S}^0, \dots, \vec{S}^m)$ 上每一轮协商的失败者应该是具有最小确定性的第 i 个信息源。因此由 R 值定义的 g 表示为:

$$g(\sigma) = \{i \in Sources^+ \mid S_i^m \neq W, [R_i(S_i^m)](\vec{S}^m) \leq [R_j(S_j^m)](\vec{S}^m), \text{ for } \forall j, S_j^m \neq W\}$$

∇_σ 简单定义为:

$$\nabla_\sigma(i) = S_i^m \cup \{w \in \vec{S}^m \mid [R_i(S_i^m)](w) \leq [R_j(S_j^m)](w), \forall w' \in \vec{S}^m\}$$

根据上面定义的 g 和 ∇_σ , 可以在给定排序值 R 上定义信念协商模型 $N(R)$ 为 $\langle g, \{\nabla_\sigma\} \sigma \in \Sigma \rangle$ 。

4.2 一个示例

设命题有 2 个变元, $W = \{a, b, c, d\}$; 假定信息源 $Sources = \{0, 1, 2\}$, 其中 $Sources1 = \{a\}, Sources2 = \{b\}, Sources0 = W; [R_1\{a\}]$ 和 $[R_2\{c\}]$ 由下表给出。

	0	1	2	3
$[R_1\{a\}]$	a	b	c, d	
$[R_2\{c\}]$	c		a, d	b

下面逐步列出完整的协商过程 $f^{N(R)}(W, \{a\}, \{c\}) = \sigma$ 。

开始: $\sigma_0 = \langle W, \{a\}, \{c\} \rangle, Sources1$ 和 $Sources2$ 显然不一致, 开始第一轮协商。

第一轮协商: 由于 $[R_1(\{a\})](\overline{\{a\}}) = 1 < 2 = [R_2(\{c\})](\overline{\{c\}})$, 即目前 $Sources1$ 比 $Sources2$ 的确定性小, 因此 $g(\sigma_0) = \{1\}$, 也就是 $Sources1$ 在这轮协商中失败了, 必须要弱化。 $\nabla_{\sigma_0}(1) = \{a\} \cup \{w \in \overline{\{a\}} \mid [R_1(\{a\})](w) \text{ 是最小的}\}$, b 是唯一符合条件的可能世界, 即 $\nabla_{\sigma_0} = \{a, b\}$, 得到下一轮协商阶段: $\sigma_1 = \langle W, \{a\}, \{c\} \rangle, \langle W, \{a, b\}, \{c\} \rangle$, 显然还不一致, 必须开始第二轮协商。

第二轮协商: 由于 $[R_1(\{a\})](\overline{\{a, b\}}) = 2 = [R_2(\{c\})](\overline{\{c\}})$, $Sources1$ 和 $Sources2$ 当前具有相同的确定性, 因此 $g(\sigma_1) = \{1, 2\}$, 两个信息源都必须弱化。

$\nabla_{\sigma_1}(1) = \{a, b\} \cup \{w \in \overline{\{a, b\}} \mid [R_1(\{a\})](w) \text{ 是最小的}\} = \{a, b, c, d\} = W$

$\nabla_{\sigma_1}(2) = \{c\} \cup \{w \in \overline{\{c\}} \mid [R_2(\{c\})](w) \text{ 是最小的}\} = \{a, c, d\}$

得到下一轮协商阶段: $\sigma_2 = \langle W, \{a\}, \{c\} \rangle, \langle W, \{a, b\}, \{c\} \rangle, \langle W, W, \{a, c, d\} \rangle$

目前 $Sources1$ 和 $Sources2$ 达到一致, 该处理过程结束于: $f^{N(R)}(W, \{a\}, \{c\}) = \sigma_2$, 因此 $f^{N(R)}(W, \{a\}, \{c\}) = \langle W, W, \{a, c, d\} \rangle$ 。

对应的合并操作符有:

$$\Delta_{N(R)}(W, \{a\}, \{c\}) = \bigcap_{i=0}^2 f_i^{N(R)}(W, \{a\}, \{c\}) = \{a, c, d\}$$

该例子利用排序数定义的 g 和 ∇_σ , 将矛盾的信息逐步弱化, 最终达到一致。

结论 本文研究了基于群体信念协商处理矛盾知识的模型, 首先讨论了该模型的公理系统, 研究了群体缩并函数的基本性质和附加性质, 定义了信息源合并的操作符; 其次研究了该模型的过程实现, 定义了群体信念协商模型, 研究了如何从群体信念模型产生 SC 函数(限于文章篇幅, 省略了对定理的证明); 最后结合排序数, 通过一个具体的例子示范了这种模型下信息合并操作的具体实现过程。当然, 对于群体信念协商模型, 从公理方法角度, 还有许多群体缩并的公理需要去发

现;从过程实现角度,更复杂实用的例子需要去描述,另外借鉴 AGM 公理系统研究群体缩并也是需要引起重视的一个研究方向。

参 考 文 献

- 1 ove Hansson S. Survey of non-prioritized belief revision. *Erkenntnis*, 1999, 50: 413~427
- 2 Booth R. A negotiation-style framework for non-prioritised revision. In: *Proceeding of the Eighth Conference on Theoretical Aspects of Rationality and Knowledge (TARK 2001)*, 2001. 137~150
- 3 Borgida A, Imielinski T. Precision making in committees: A framework for dealing with inconsistency and non-monotonicity In: *Proceedings workshop on Nonmonotonic Reason*, 1984. 21~32
- 4 Alchourron C, Gardenfors P, Makinson D. On the logic of theory change: Partial meet contraction and revision functions. *Journal of Symbolic Logic*, 1985, 50: 510~530
- 5 Konieczny S, Pino-perez R. On the logic merging. In: *Proceedings of the Sixth International Conference on Principles of Knowledge Representation and Reasoning (KR'98)*, 1988. 488~498
- 6 Meyer T. On the semantics of combination operations. *Journal of Applied Non-Classical Logics*, 2001, 11(1-2): 54~89
- 7 Arieli O, Van Nuffelen B, Denecker M, Bruynooghe M. Coherent composition of distributed knowledge-bases through abduction. In: *Proceeding of the Eighth International Conference on Logic for Programming, Artificial Intelligence and Reasoning (Lpar'01)* LNCS, 2250, Springer, Berlin, 2001. 624~638
- 8 Meyer T, Ghose A, Chopra S. Social choice, merging and elections. In: *Proceedings of the Sixth European Conference on Symbolic and Quantitative Approaches to Reasoning and Uncertainty (ECSQARU 2001)*, 2001. 466~477
- 9 Arenas M, Bertossi L, Chomicki J. Consistent query answers in inconsistent databases. In: *Proceedings of the Eighteenth ACM SIGACT SIGMOD SIGART Symposium on Principles of Database System (PODS'99)*, 1999. 68~79

(上接第 108 页)

置换扫描的蠕虫效果显著。Warhol 蠕虫传播更迅速,在 1158s(19.3min)感染了全部的易感主机,这给防治此类蠕虫带来了极大困难,人们不可能在这么短的时间内找到有效的措施。

结论及下一步工作 本文提出了一个基于离散时间的简单蠕虫传播模型,仿真试验表明此模型能较好地再现 Code Red 蠕虫的实际传播情况。利用此模型研究了几种扫描方法对蠕虫传播性能的影响,仿真表明置换扫描性能最好,分治扫描次之,随机扫描性能最差,并给出了一些防治措施。下一步工作包括:研究拓扑扫描、秘密扫描等方法,综合评价这些方法性能;研究这些扫描方法在 IPv6 网络上的性能;目前慢速蠕虫还没有有效的方法^[10],将研究慢速蠕虫的传播模型及其防治方法。

参 考 文 献

- 1 Weaver N. Warhol worms: the potential for very fast Internet plagues[EB/OL]. <http://www.cs.berkeley.edu/~nweaver/warhol.html>.
- 2 Weaver N. How many ways to own the Internet? Towards viable worm defenses [EB/OL]. <http://www.cs.berkeley.edu/~nweaver/wormdefense.ppt>. 2003. 1
- 3 Staniford S, Paxson V, Weaver N. How to own the Internet in your spare time[A]. In: *Proc. of the USENIX Security Symposium*[C]. San Francisco, ACM Press, 2002. 8. 149~167. <http://www.icir.org/vern/papers/cdc-usenix-sec02/cdc.pdf>
- 4 Zou C C, Towsley D, Gong W. On the performance of Internet worm scanning strategies[J]. *Performance Evaluation*, 2006, 63(7): 700~723
- 5 Chen Z, Gao L, Kwiat K. Modeling the spread of active worms [A]. In: *Proc. of the 22nd Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*[C]. Francisco, IEEE Press, 2003, 4: 890~1900
- 6 Wang Yang, Chakrabarti D, Wang Chenxi, et al. Epidemic spreading in real networks: an eigenvalue viewpoint[A]. In: *Proc. of the 22nd International Symposium on Reliable Distributed Systems (SRDS'03)*[C], Florence, Italy, ACM Press, 2003. 10: 25~34
- 7 Kephart J O, White S R. Measuring and modeling computer virus prevalence[A]. In: *Proc. of the 1993 IEEE Symposium on Security and Privacy*[C]. Oakland California IEEE Press, 1993. 5: 2~15
- 8 Weaver N. Potential Strategies for High Speed Active Worms: A worst case analysis[EB/OL]. <http://www.cs.berkeley.edu/~nweaver/worms.pdf>, 2002
- 9 Zou C C, Towsley D, Gong W, et al. Routing worm: A fast, selective attack worm based on IP address information[A]. In: *Proc. of 19th ACM/IEEE/SCS Workshop on Principles of Advanced and Distributed Simulation (PAD'05)*[C], 2005. 199~206. <http://www.cs.ucf.edu/~czou/research/routingWorm-PADS05.pdf>
- 10 Nojiri D, Rowe J, Levitt K. Cooperative response strategies for large scale attack mitigation[A]. In: *Proc. of the 3rd DARPA Information Survivability Conference and Exposition*[C]. Washington DC, ACM Press, 2003, 4: 293~304