MỞ ĐẦU

1. Động lực nghiên cứu

Xử lý tri thức nói chung cũng như tích hợp tri thức nói riêng hiện liên quan đến nhiều lĩnh vực nghiên cứu khác nhau, chẳng hạn như Cơ sở dữ liệu khi nhiều cơ sở dữ liệu cần phải được sáp nhập, hoặc Truy hồithông tin khi có nhiều nguồn thông tin cần phải được tổng hợp, và cũng liên quan đến các Hệ thống đa tác tử khi mà các tác tử với những sự hiểu biết khác nhau cần phải đạt được một sự đồng thuận trong việc phân chia tài nguyên hay phối hợp hoạt động.

Các kỹ thuật tích hợp tri thức truyền thống bộc lộ một số nhược điểm khó có thể vượt qua và giải pháp khắc phục các nhược điểm của chúng là tích hợp tri thức sử dụng kỹ thuật đàm phán và tranh luận.Đó là động lực để luận án nghiên cứu sử dụng các kỹ thuật này khi tích hợp các cơ sở tri thức trong logic khả năng. Một logic được xem có sự chặt chẽ của logic xác suất và sự mềm dẻo của logic mờ trong biểu diễn tri thức không chắc chắn và không đầy đủ.

2. Mục đích, đối tương, phạm vi, phương pháp nghiên cứu

Mục đích nghiên cứu:của luận án là đề xuất phương pháp tích hợp các cơ sở tri thức khả năng và khả năng biểu trưng thành một cơ sở tri thức chung đại diện tốt nhất.

Để đạt được mục đích này luận án tập trung vào trả lời ba câu hỏi nghiên cứu chính như sau:

Một là, khung đàm phán trong tích hợp các cơ sở tri thức khả năng được xây dựng thế nào? Những tính chất nào của tích hợp các cơ sở tri thức khả năng sử dụng kỹ thuật đàm phán là tính chất đáng mong đợi? Quá trình tích hợp các cơ sở tri thức khả năng theo khung đàm phán và có các tính chất đáng mong đợi được xây dựng như thế nào?

Hai là, các định đề và thuộc tính logic nào mà quá trình tích hợp các cơ sở tri thức khả năng sử dụng kỹ thuật tranh luận cần phải thỏa mãn. Quá trình tích hợp các cơ sở tri thức khả năng sử dụng kỹ thuật tranh luận dựa vào các định đề và thuộc tính logic cần thỏa mãn được xây dựng như thế nào?

Ba là, những định đề nào mà quá trình tích hợp các cơ sở tri thức khả năng biểu trưng cần phải thỏa mãn. Những toán tử nào được xây dựng từ các phép toán trong logic khả năng biểu trưng có thể thỏa mãn tất cả hoặc một phần các định đề đó. Có thể thực hiện tích hợp phân cấp các cơ sở tri thức khả năng biểu trưng theo quan điểm định đề được không?

Đối tượng nghiên cứu:Là các kỹ thuật biểu diễn tri thức, các hàm khoảng cách, các độ đo không nhất quán, các phương pháp tích hợp tri thức bằng đàm phán và tranh luận trên cơ sở tri thức khả năng và cơ sở tri thức khả năng biểu trưng.

Phạm vi nghiên cứu: Nghiên cứu các phương pháp tích hợp tri thức dùng các kỹ thuật đàm phán, tranh luận và quan điểm định đề trong trong logic khả năng và logic khả năng biểu trưng.

Phương pháp nghiên cứu

Luận án đã sử dụng các phương pháp nghiên cứu sau:

Thứ nhất, *Phương pháp phân loại, phân tích vàtổng hợp lý thuyết*: được sử dụng để tổng hợp, phân loại và phân tích các nghiên cứu về những vấn đề liên quan để phát hiện các khoảng trống nghiên cứu và xác định vấn đề nghiên cứu mà luận án cần giải quyết. Phương pháp phân tích còn được sử dụng khi đề xuất các khái niệm mới liên quan đến vấn đề nghiên cứu của luận án sao cho những khái niệm mới được phát triển dựa trên nhiều nhất có thể các khái niệm đã có liên quan.

Thứ hai, *Phương pháp tổng quát hóa và trừu tượng hóa* được sử dụng để mô hình hóa vấn đề tích hợp tri thức sử dụng các kỹ thuật đàm phán và tranh luận như:xây dựng các mô hình tiên đề, mô hình xây dựng và mô hình chiến lược cho hai cách tiếp cận sử dụng kỹ thuật đàm phán và tranh luận, đồng thời khảo sát mối quan hệ giữa các mô hình này cũng như để đề xuất các định đề về tích hợp các cơ sở tri thức khả năng biểu trưng, nghiên cứu các đặc tính logic của toán tử tích hợp các cơ sở tri thức khả năng biểu trưng theo quan điểm định đề và tích hợp phân cấp các cơ sở tri thức khả năng biểu trưng.

Thứ ba, *Phương pháp cụ thể hóa* được sử dụng để đề xuất quy trình và khung logic để tích hợp các cơ sở tri thức khả năng tương ứng sử dụng kỹ thuật đàm phán và tranh luận, cũng như xây dựng các ví dụ minh họa cụ thể để làm rõ vấn đề được khái quát, trừu tượng.

Chương 1. KIẾN THỨC CHUNG VỀ TÍCH HỢP TRI THỨC

1.1. Logic khả năng

Lý thuyết khả năng, được giới thiệu bởi Zadeh và sau đó được phát triển bởi Dubois và Prade và nhiều nhà nghiên cứu khác, là một khung rất tự nhiên để đối phó với sự không chắc chắn về định tínhvà thứ tự. Nó liên quan đến tri thức phi xác suất và đặc biệt thích hợp khi tỉ lệ không chắc chắn chỉ phản ánh mối quan hệ ưu tiên giữa các phần tri thứckhác nhau. Có một số biểu diễn mức độ khả năng. Các biểu diễn được hỗ trợ nhiều nhất như sau:

- Tính khả năng thực hiện, ví dụ: "có thể sửa xe cũ".
- Tính hợp lý trong đó đề cập đến mức độ mà một sự kiện có thể xảy ra, ví dụ "có thể là trời mưa vào ngày mai".
- Tính nhất quán hoặc khả năng tương thích liên quan đến một cái nhìn hợp lý về khả năng và liên quan đến chính tri thức có sẵn, ví dụ: "Minh không thể đi xe máy", biết rằng "Minh đã bốn tuổi"

Ở mức độ ngữ nghĩa LKN dựa trên khái niệm của một hàm phân bố khả năng (*possibility distribution*) ký hiệu bằng π, là một ánh xạ từ Ω vào [0, 1] để đại diện cho tri thứcsẵn có. $\pi(\omega) = 1$ có nghĩa là chúng ta hoàn toàn có thể cho ω là một thế giới thực (hoặc ω thỏa mãn hoàn toàn), $1 > \pi(\omega) > 0$ có nghĩa ω chỉ đáp ứng (hoặc thỏa mãn) được một phần, trong khi $\pi(\omega) = 0$ có nghĩa ω chắc chắn không phải là một thế giới thực (hoặc không đáp ứng tất cả).

Từ một hàm phân bố khả năng πta có thể xác định được mức độ khả năng (tính hợp lý) của công thức ϕ ký hiệu là $\prod(\phi) = \max\{\pi(\omega)|\omega \in \Omega, \omega \vDash \phi\}$. Đó là mức độ đòi hỏi của mô hình ϕ đối với những tri thức sẵn có và mức độ chắc chắn (sự cần thiết (*neccesity*)) của mỗi công thức ϕ: $N(\phi) = 1 - \prod(\neg\phi)$đối với các tri thứcsẵn có, $N(\phi) = 1$ có nghĩa π là phần tri thức hoàn toàn chắc chắn hoặc một mục tiêu bắt buộc, trong khi $N(\phi) = 0$ thể hiện không có tri thức đối với ϕ nhưng không có nghĩa là ϕ sai.

Ở mức độ cú pháp, một công thức được gọi là một *công thức khả năng* được xác định bằng một cặp (ϕ, a)trong đó ϕ là một công thức mệnh đề và $a \in [0, 1]$. Cặp (ϕ, a) có nghĩa là mức độ chắc chắn của ϕ ít nhất bằng $a(N(\phi) \geq a)$. Phần tri thức không chắc chắn có thể biểu diễn bằng một cơ sở tri thức khả năng (PKB *Possibilistic Knowledge Base*) là một tập hữu hạn các công thức có dạng $B = \{(\phi_i, a_i)|a_i > 0, i = 1, \ldots, n\}$. Chúng ta ký hiệu$\mathcal{B}n(B)$làcơ sở tri thức mệnh đề được liên kết với B, cụ thể nó là các cơ sở tri thức thu được từ B bằng cách loại bỏ đi các trọng số của công thức, tức là$\mathcal{B}n(B) = \{\phi_i|(\phi_i, a_i) \in B\}$. Một PKB B là nhất quán nếu và chỉ nếu$\mathcal{B}n(B)$là nhất quán.

Cho một PKB B, nói chung có thể có nhiều phân bố khả năng thỏa mãn cơ sở tri thức này, nhưng phân bố khả năng đặc tả ít nhất ký hiệu là π_Bđược xác định như sau:

Định nghĩa 1.6. Với $\forall\omega \in \Omega$,

$$\pi_B(\omega) = \begin{cases} 1 & \text{nếu } \forall(\phi_i, a_i) \in B, \omega \models \phi_i \\ 1 - max\{a_i: (\phi_i, a_i) \in \text{ B và } \omega \not\models \phi_i\} & \text{ngược lại} \end{cases} \quad (1.1)$$

Định nghĩa 2.7.(a-cut và strict a-cut) Cho B là PKB và $a \in [0,1]$. Chúng ta gọi a-cut (tương ứng strict a-cut) của B, ký hiệu là $B_{\geq a}$ (tương ứng $B_{>a}$) là tập của các công thức mệnh đề trong B có mức độ chắc chắn ít nhất bằng a:

$B_{\geq a} = \{\phi \in \mathcal{B}n(B) | (\phi, b) \in B, b \geq a\}$ (1.2)

(tương ứng lớn hơn a,$B_{>a} = \{\phi \in \mathcal{B}n(B) | (\phi, b) \in B, b > a\}$) (1.3)

Định nghĩa 1.8. Cho B_1 và B_2 là hai PKB. B_1 và B_2được gọi là tương đương ký hiệu $B_1 \equiv B_2$ nếu $\pi_{B_1} = \pi_{B_2}$.

Sự tương đương của hai PKB cũng có thể xác định như sau:

$$B_1 \equiv B_2 \text{nếu} (B_1)_{\geq a} \equiv (B_2)_{\geq a} \text{ với } \forall a \in [0, +\infty). \quad (1.4)$$

Định nghĩa 1.9.Mức độ không nhất quán (*Inconsistency degree*) của PKB B được xác định như sau:

$$Inc(B) = \max\{a_i: B_{\geq a_i} \text{ là không nhất quán}\} \quad (1.5)$$

Mức độ không nhất quán của B là trọng số lớn nhất $a_i$sao cho a_i–cut của B là không nhất quán. Với $Inc(B) = 0$ thì B là nhất quán.

Định nghĩa 1.12. [25](Suy luận khả năng (*Possibilistic inference*)) Cho B là một PKB. Công thức (ϕ, a) là một *kết luận khả năng* của B, ký hiệu $B \vdash_\pi (\phi, a)$, nếu:

- $B_{>Inc(B)} \vdash \phi$; (2.9)
- $a > Inc(B)$ và$B_{>a} \nvdash \phi$. (1.10)

1.2. Logic khả năng biểu trưng

Logic khả năng biểu trưng (LKBT) là rộng của LKN được đề xuất bằng cách sử dụng thứ tự một phần với trọng số của các công thức mệnh đề là ký hiệu. Trong LKBT, các trọng số thể hiện các giá trị chắc chắn không được biết trên thang đo thứ tự toàn phần. Chỉ có một phần tri thức về sức mạnh tương đối của trọng số được cho là có sẵn. Động lực cơ bản cho biến thể LKN này là trong một số tình huống thực tế khó có thể giả định rằng các trọng số gắn liền với các công thức được biết chính xác đủ để được xếp hạng.

Tương tự như LKN, trong LKBT chúng ta ký hiệu $\mathcal{L}$ biểu thị một ngôn ngữ mệnh đề. Các công thức được ký hiệu là $\phi_1, \dots, \phi_n$và Ω là tập hợp các biểu diễn. $[\phi]$ biểu thị tập hợp các mô hình của ϕ, một tập con của Ω. Như thường lệ, $\vdash$và $\models$ lần lượt biểu thị suy luận cú pháp và ngữ nghĩa.

- **Cú pháp LKBT**

Định nghĩa1.13. (về cơ sở TTKNBT) tập hợp $\wp$của các biểu thức biểu trưng a_i đóng vai trò trọng số thu được bằng cách sử dụng một tập hợp các biến hữu hạn (gọi là trọng số cơ bản) $H = \{p_1, \dots, p_k, \dots\}$ và các toán tử max/min được xây dựng trên H như sau:

1. $H \subset \wp$; $0, 1 \in \wp$;
2. Nếu $a_i, a_j \in \wp$ thì $max(a_i, a_j)$ và $min(a_i, a_j) \in \wp$, ở đây thừa nhận rằng $1 \geq p_i \geq 0, \forall i$.

Cơ sở TTKNBT$B = \{(\phi_i, a_i), i = 1, .., n\}$ là một tập các công thức ϕ_i trong ngôn ngữ mệnh đề $\mathcal{L}$ và a_i liên kết với ϕ_i được gọi là một trọng số, đó là một biểu thức biểu trưng của các toán tửmax, min và được xây dựng trên H. Trong LKBT, công thức(ϕ_i, a_i)biểu thị rằng$N(\phi_i) \geq a_i$, ở đâyN là độ đo cần thiết.

Các toán tử min và max là giao hoán, [27] chỉ ra rằng bất kỳ biểu thức biểu trưng nào cũng có thể được trình bày dưới dạng

$$min_{i=1,\ r} max_{j=1,\ n} x_{ji} \text{hay} max_{h=1,\ m} min_{k=1,\ s} x_{hk} \quad (1.11)$$

ở đây x_{ji}, x_{hk} là các biến đơn trên [0, 1].

Định nghĩa 1.14. Định giá là ánh xạ dương, $v: H \rightarrow (0,1]$, nó khởi tạo tất cả các trọng số cơ bản trong H.

Miền này được mở rộng cho tất cả các toán tử max/min và kết hợp hai toán tử này trong H. Ký hiệu $\mathcal{V}$ là tập hợp tất cả các định giá trên H, chúng ta nói rằng $a_i \geq a_j$ nếu và chỉ nếu $\forall v \in \mathcal{V}$ thì $v(a_i) \geq v(a_j)$.

Định nghĩa 1.15. Các quy tắc suy luận trong LKBT được định nghĩa như sau:

1. *Fusion*: $\{(\varphi, p), (\varphi, p')\} \vdash (\varphi, \max(p, p'))$;
2. *Weakening*: $(\varphi, p) \vdash (\varphi, p')$ if $p \geq p'$;
3. *Modus Ponens*: $\{(\varphi \rightarrow \psi, p), (\varphi, p)\} \vdash (\psi, p)$;

Từ các quy tắc trên, có thể suy ra

4. *Luật Modus Ponens mở rộng*: $\{(\varphi \rightarrow \psi, p), (\varphi, p')\} \vdash (\psi, min\,(p, p'))$

- **Ngữ nghĩa của LKBT**

Định nghĩa 1.16. Giả sử $B = \{(\phi_i, a_i): i = 1, \dots, n\}$ là một TTKNBT. Có thể có nhiều phân bố không khả năng đặc biệtτ_B được xác định như sau:

$$\forall \omega \in \Omega, \mathcal{T}_B(\omega) = \begin{cases} max_{j:\phi_j \notin B(\omega)} a_j \\ 0, nếu\ B(\omega) = B^* \end{cases} \text{sao cho} B(\omega) = \{\phi \in B^*: \omega \vdash \phi\} \quad (1.12)$$

và độ đo cần thiết N_B tương ứng với phân bố này là:

$$N_B(\phi_i) = min_{\omega \notin [\phi_i]} \mathcal{T}_B(\omega) = min_{\omega \notin \phi_i} max_{j:\phi_j \notin B(\omega)} a_j \quad (1.13)$$

ở đây$[\phi_i] = \{\omega \in \Omega: \omega \vdash \phi_i\}$.

Trong LKBT không có thuật ngữ "1 -", do đó công thức xác định phân bố không khả năng $\mathcal{T}_B(\omega)$theo công thức (1.12) để phù hợp với bối cảnh này.Khi đó, $\mathcal{T}_B$ không phải là phân bố khả năng$\mathcal{T}_B(\omega)$,vì thế nó được gọi là phân bố không khả năng biểu trưng.

Chương 2. TỔNG QUAN NGHIÊN CỨU

2.1. Tình hình nghiên cứu tích hợp tri thức sử dụng kỹ thuật đàm phán

2.1.1. Mô hình đàm phán tri thức của Booth

Trong tiếp cận của R.Boothvới ý tưởng là thu hẹp và mở rộng để tích hợp các phần tri thức của các tác tử thành một phần tri thức nhất quán. Ông đã đưa ra phương pháp hai giai đoạn cho vấn đề này. Giai đoạn thu hẹplà làm yếu các phần tri thứcgây mâu thuẫn từ các tác tử khác nhau thành một dạng mà chúng có thể nhất quán khi được tích hợp với nhau. Giai đoạn mở rộng đơn giản chỉ là thêm vào tập kết quả. Ý tưởng này được triển khai trênmột khung làm việc cho đàm phán tri thức bao gồm hai mô hình là mô hình tiên đề và mô hình thủ tục.

Giai đoạn thu hẹp

Giai đoạn này tập trung xây dựng hàm thu hẹp xã hội (*Social contraction*), ký hiệu SC.Hàm này được định nghĩa là:$f: \mathfrak{B}^{Sources} \rightarrow \mathfrak{B}^{Sources}$.

trong đó, một hồ sơ tri thức$\vec{S}$đã cho bao gồm các cơ sở tri thức được cung cấp bởi các nguồn$Sources$, hàm SCtrả về một hồ sơ tri thức mới $f(\vec{S})$ trong đó $\vec{S}$ được sửa đổi (làm yếu) để các cơ sở tri thức của nó nhất quán với nhau. Hàm f cần thỏa mãn ba tính chất sau:

(sc1)$\vec{S} \subseteq f(\vec{S})$.

(sc2)$f(\vec{S})$ nhất quán.

(sc3) Nếu $\vec{S}$ nhất quán thì $f(\vec{S}) = \vec{S}$.

Ngoài ba tính chất này, thì trong số các nguồn, có một nguồn phân biệt *hoàn toàn đáng tin cậy*, theo nghĩa là bất kỳ tri thức nào được cung cấp bởi nguồn này đều có thể được coi là đúng và vì vậy không bao giờ bị làm yếu gọi là *source 0là nguồn đáng tin cậyhoàn toàn* và phản ánh điều này bằng cách đưa ra quy tắc sau cho hàm SC:

(sc4)$f_0(\vec{S}) = \vec{S}_0$.

Ký hiệu tập hợp các nguồn trừ tập S_0 là $Sources^+$.

Hàm thu hẹp xã hội khi đó định nghĩa như sau:

Định nghĩa2.1. Cho $f: \mathfrak{B}^{Sources} \rightarrow \mathfrak{B}^{Sources}$,$f$ là hàm thu hẹp xã hội (quan hệ với $Sources$) nếu và chỉ nếu thỏa mãn các định đề (*sc1*)-(*sc4*).

Việc loại bỏ bớt tri thức tương ứng với một hàm thu hẹp xã hội của mỗi tác tử được định nghĩa như sau:

Định nghĩa2.2. Cho f là một hàm SC và cho $i \in Sources^+$. Chúng ta định nghĩa hàm $\ominus_i^f: \mathfrak{B} \times \mathfrak{B} \rightarrow \mathfrak{B}$, với mọi $S, T \in \mathfrak{B}, T = f_i(\vec{U})$, sao cho $\vec{U} \in \mathfrak{B}^{Sources}$ như vậy $U_i = S, U_0 = T$ và$U_j = \mathcal{W}$ với mọi $j \notin \{0, i\}$. Chúng ta gọi $\ominus_i^f$ *là hàm thu hẹp xã hội của i (liên quan đến f)*

Định đề2.1. Cho f là một hàm SC và cho $i \in Sources^+$ thì $\ominus_i^f$ thỏa mãn:

(ind1)$S \subseteq S \ominus_i^f T$

(ind2)$(S \ominus_i^f T) \cap T \neq \emptyset$

(ind3) Nếu $S \cap T \neq \emptyset$ thì $S \ominus_i^f T = S$

Các định đề (*sc1*) - (*sc4*) tạo thành tập hợp các định đề cho hàm SC, nó quy định cách một hàm thu hẹp xã hội cần thực hiện để có được tính hợp lý mà chỉ cần thay đổi ít nhất.

Giai đoạn thứ hai (gọi là mở rộng), đơn giản chỉ là thêm vào tập kết quả

Định nghĩa 2.3. (Hàm lựa chọn)

Hàm lựa chọn là một ánh xạ $g: \Omega \rightarrow 2^{Sources^+}$ sao cho:

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

(g0b)$i \in g(\sigma)$ suy ra $S_i^m \neq \mathcal{W}$ (sao cho $\sigma = (\vec{S}^0, \dots, \vec{S}^m)$)

Hàm lựa chọn đảm bảo rằng có ít nhất một nguồn và nguồn này vẫn còn "*khả năng nhượng bộ*".

Định nghĩa2.4. (Hàm làm yếu)

Hàm $\Delta_\sigma: Sources^+ \rightarrow \mathfrak{B}$ với $\Delta_\sigma(i)$biểu diễn cho sự làm yếu của S_i^m với điều kiện $i \in g(\sigma)$ thỏa mãn:

$(\Delta 0\text{a}) S_i^m \subseteq \Delta_\sigma(i)$

$(\Delta 0\text{b}) \Delta_\sigma(i) = S_i^m$ suy ra $S_i^m = \mathcal{W}$.

2.1.2. Tích hợp tri thức bằng trò chơi đàm phán

Konieczny đề xuất một họ các toán tử tích hợp tri thức dựa trên ý tưởng của *Mô hình đàm phán tri thức của Booth* đó là làm yếu tri thức của các tác tử sau mỗi vòng đàm phán để được kết quả tích hợp nhất quán. Ý tưởng cơ bản của tiếp cận này là sau mỗi vòng đàm phán các tác tử liên kết với các nguồn khác gần nhất (phù hợp nhất). Vì vậy, nguồn "xa nhất" so với những nguồn khác chắc chắn sẽ là nguồn yếu nhất và chính nguồn này sẽ phải nhượng bộ. Một cách trực quan, tại mỗi vòng đàm phán sẽ có các lựa chọn sau:

- Các nguồn được cho là “gần nhất” sẽ giữ lại, vì vậy nguồn "xa nhất" sẽ phải nhượng bộ.
- Tại mỗi vòng đàm phán, nếu một tác tử có tri thức trái ngược với các tác tử còn lại thì sẽ cố gắng thay đổi tri thức của nó để được các thành viên khác chấp nhận, vì vậy các tri thức ít ủng hộ nhất thường dễ bị loại bỏ.
- Theo quan điểm đa số: nếu các tri thức của tất cả các thành viên tham gia đàm phán đều đáng tin cậy (theo nghĩa là nó có nhiều cơ hội được chọn), thì việc được đa số ủng hộ sẽ là lựa chọn hợp lý.

Trong đó, Konieczny sử dụng “Mô hình trò chơi Tri thức” và việc xem xét các nguồn tri thức theo quan điểm *hợp lý*, trong khi Booth coi các nguồn là ứng cử viên để *làm yếu*.

Các hàm lựa chọn và làm yếu được định nghĩa như sau:

Định nghĩa2.6. Một hàm chọn là một hàm $g: \mathcal{E} \to \mathcal{E}$ sao cho:

- $g(\Psi) \sqsubseteq \Psi$
- Nếu $\wedge\Psi \not\equiv \mathrm{T}$ thì $\exists \varphi \in g(\Psi)$ sao cho $\varphi \not\equiv \mathrm{T}$
- Nếu $\Psi \equiv \Psi'$ thì $g(\Psi) \equiv g(\Psi')$

Định nghĩa2.7. Một hàm yếu là hàm $\Delta: \mathcal{L} \to \mathcal{L}$ sao cho:

- $\varphi \vdash \Delta(\varphi)$
- Nếu $\varphi \equiv \Delta(\varphi)$ thì $\varphi \equiv T$
- Nếu $\varphi \equiv \varphi'$ thì $\Delta(\varphi) \equiv \Delta(\varphi')$

Sau đây mở rộng các hàm làm yếu trên hồ sơ tri thức trong đó Ψ' là tập con của Ψ

$$\Delta_{\Psi'} = \coprod_{\varphi \in \Psi'} \Delta(\varphi) \sqcup \coprod_{\varphi \in \Psi \setminus \Psi'} \varphi \qquad (2.1)$$

Điều này có nghĩa là chỉ làm yếu các cơ sở tri thức của Ψ trong Ψ' và các cơ sở tri thức khác không thay đổi.

Định nghĩa2.8.Một mô hình trò chơi tri thức là một cặp $\mathcal{N} = \langle g, \Delta \rangle$, sao cho g là một hàm chọn và Δ là một hàm suy yếu.

Giải pháp để một hồ sơ tri thức Ψ cho một mô hình trò chơi tri thức $\mathcal{N} = \langle g, \Delta \rangle$, chú ý $\mathcal{N}(\Psi)$ là một hồ sơ tri thức $\Psi_{\mathcal{N}}$, xác định như sau:

- $\Psi_0 = \Psi$
- $\Psi_{i+1} = \Delta_{g(\Psi_i)}(\Psi_i)$
- $\Psi_{\mathcal{N}}$ là đầu tiênΨ_i nhất quán

Các định nghĩa về mô hình trò chơi tri thức, hàm làm yếu và lựa chọn đảm bảo rằng mỗi hồ sơ tri thức Ψ có một giải pháp khi các ràng buộc μ nhất quán.

Định lý2.2. Cho Ψ là một hồ sơ tri thức và μ là một cơ sở tri thức. Nếu Ψ là không rỗng và μ nhất quán thì $\wedge \Psi_{\mathcal{N}}^{\mu} \wedge \mu$ nhất quán và $\Psi_{\mathcal{N}}^{\mu}$ đạt đến một số vòng giới hạn.

Tiếp cận này đã khắc phục được những nhược điểm về tính không ẩn danh của tiếp cận của Recharh Booth ở trên. Tuy nhiên các kết quả tích hợp của tiếp cận này lại không được đặc tả tốt.

2.1.3. Tích hợp tri thức bằng đàm phán mặc cả

Trong D.Zhang trình bày một tiếp cận tích hợp tri thức trong đó tri thức của mỗi tác tử tham gia đàm phán được phát biểu dưới dạng logic với sự ưu tiên theo một thứ tự toàn phần (total pre-orders). Quá trình đàm phán dựa trên nguyên tắc các bên nhượng bộ đồng thời ít nhất. Quy trình đám phán như sau: Ở thời điểm bắt đầu của đàm phán, tất cả các bên tham gia đệ trình tất cả tri thức của mình đến trọng tài. Nếu không có mâu thuẫn trong số các tri thức này, quá trình đàm phán sẽ kết thúc và sự đồng thuận đơn giản là sự lựa chọn của tất cả các tri thức đó. Ngược lại, mỗi tác tử sẽ phải nhượng bộ bằng cách bớt đi một số tri thức ít quan trọng nhất (hay có độ ưu tiên thấp nhất) của mình và đệ trình lại cho trọng tài. Quá trình trên được lặp lại cho đến khi đạt được đồng thuận hoặc tình huống bất đồng (khi một trong hai bên phải nhượng bộ tất cả tri thức của mình) xảy ra.

D.Zhang đưa ra các tiên đề mà một giải pháp đàm phán nên có bao gồm:

Tiên đề 2.1 (*Nhất quán*). $\bigcup_{i \in N} f_i(G)$ là nhất quán.

Tiên đề này yêu cầu kết quả của quá trình tích hợp bằng đàm phán (nếu thành công) phải trả về tập tri thức nhất quán.

Tiên đề tiếp theo thừa nhận rằng bất cứ lúc nào một tác tử tạo ra sự nhượng bộ, chỉ nên xem xét từ bỏ những đòi hỏi ưu tiên ít nhất.

Tiên đề 2.2 (*Tính bao hàm*). $f_i(G)$ là bao hàm với mọi i.

Theo hai tiên đề chỉ rõ hai tình huống đặc biệt của đàm phán. Tiên đề đầu tiên thỏa thuận khi không có mâu thuẫn trong số những tri thức của các tác tử. Trong trường hợp như vậy chúng ta thừa nhận rằng tất các tác tử chấp nhận lẫn nhau với tri thức của tác tử khác.

Tiên đề 2.3 (*Tập hợp có lý*). nếu G là không có tính mâu thuẫn thì $f_i(G) = X_i$với mọi i

Trường hợp đặc biệt thứ hai sự thỏa thuận với các tình huống không đồng thuận, đó là, có k mà $X_k = \emptyset$. Trong trường hợp này không đạt được sự đồng thuận.

Tiên đề 2.4 (*Không đồng thuận*). Nếu G biểu diễn một tình huống không đồng thuận thì $f_i(G) = \emptyset$với mọi i.

Cuối cùng tiên đề yêu cầu một giải pháp đàm phán nên độc lập với bất kỳ sự nhượng bộ đồng thời trừ khi không có sự nhượng bộ cần đến. Rõ ràng tiên đề là một dạng tương tự với tiên đề về *Tính độc lập của các lựa chọn không phù hợp* (IIA – Independence of Irrelevant Alternatives) của Nash

Tiên đề 2.5 (*Loại bỏ độc lập*). Nếu $G' \sqsubset_{max} G$ thì $f_i(G) = f_i(G')$ trừ khi G không có tính mâu thuẫn.

Định lý 2.3. Một giải pháp đàm phán là giải pháp nhượng bộ đồng thời F nếu và chỉ nếu nó thỏa mãn các tiên đề: Nhất quán, Tính bao hàm, Tập hợp có lý, Không đồng thuận, và Loại bỏ độc lập.

Bổ đề 2.1. ChoG'là kết quả của một vòng đàm phán thích hợp lớn nhất của$G = (X_i, \succcurlyeq_i)_{i \in N}$. Thì$G' = (X_i^{>1}, \preccurlyeq'_i)_{i \in N}$, sao cho$\preccurlyeq'_i = \preccurlyeq_i \cap (X_i^{>1} \times X_i^{>1})$

Định đề 2.2. Giải pháp nhượng bộ đồng thời thỏa mãn thuộc tính sau:

- (Tối ưu Pareto yếu) nếu $f(G) \neq (\emptyset, \dots, \emptyset)$, không có kết luận logic có tính bao hàm nhất quán$O \in \Omega(G)$mà$O \succ f(G)$.

2.2. Tình hình nghiên cứu tích hợp tri thức sử dụng kỹ thuật tranh luận

2.2.1. Từ tích hợp các hệ thống tranh luận

Trong Sylvie Coste-Marquis và các cộng sự để xuất một khung làm việc để xử lý trường hợp khi các tác tử không chia sẻ cùng một nhóm lập luận và không nhất trí về mối quan hệ tấn công: mỗi tác tử có thể có quan điểm riêng về tấn công và do đó tác tử có thể tin rằng một lập luận tấn công một lập luận khác, trong khi một tác tử khác có thể tin rằng đây không phải là trường hợp như vậy. Tích hợp các hệ thống tranh luận có thể được sử dụng để xác định (tập hợp) các lập luận được nhóm chấp nhận.

Định nghĩa 2.21.A hệ thống tranh luận từng phần trên A là một bộ bốn $PAF = \langle A, R, I, N \rangle$ sao cho A là một tập các lập luận, R, I, N là quan hệ nhị phân trên A. R là quan hệ tấn công, I là quan hệ làm ngơ và $R \cap I = \emptyset. N = (A \times A) \backslash (R \cup I)$ được gọi là không có quan hệ tấn công.

Rõ ràng N được suy ra từ A, R và I cho nên một hệ thống tranh luận từng phần có đầy đủ. Mỗi PAF trên A có thể được xem như một đại diện nhỏ gọn của một tập hợp các AF trên A, được gọi là phần hoàn chỉnh của nó:

Định nghĩa 2.22. Cho $PAF = \langle A, R, I \rangle$. Cho $AF = \langle A, S \rangle$. AF là một hoàn chỉnh của PAF nếu và chỉ nếu $R \subseteq S \subseteq R \cup I$. Tập hợp các phần hoàn chỉnh của PAF ký hiệu là $\mathcal{C}(PAF)$.

Chúng ta xác định khái niệm mở rộng AF:

Định nghĩa 2.23. Cho $\wp = \langle AF_1, \dots, AF_n \rangle$ là một hồ sơ của nAF_s với mỗi $AF_i = \langle A_i, R_i, N_i \rangle$. Một mở rộng của một $AF = \langle A, R \rangle$ với $\wp$ là bất kỳ $PAFexp(AF, \wp)$ xác định bởi $\langle A \cup \bigcup_i A_i, R', I', N' \rangle$ sao cho $R \subseteq R'$ và $(A \times A) \backslash R \subseteq N'$.

Nếu $\wp = \emptyset$ thì $exp(AF, \wp) = AF$. Hàm exp tham chiếu đến như một hàm mở rộng.

Mệnh đề 2.9. Cho $\wp = \langle AF_1, \dots, AF_n \rangle$ là một hồ sơ của n AFs với mỗi $AF_i = \langle A_i, R_i \rangle$. Cho $AF = \langle A, R \rangle$ và cho N là quan hệ tương ứng không tấn công. Cho $conf(\wp) = (\bigcup_i R_i) \cap (\bigcup_i N_i)$ là tập các tương tác sao cho a tồn tại mâu thuẫn trong hồ sơ. Mở rộng đồng thuận của AF trên $\wp$ ký hiệu $exp_C = \langle A', R', I', N' \rangle$ với:

- $A' = A \cup \bigcup_i A_i$,
- $R' = R \cup ((\bigcup_i R_i \backslash conf(\wp)) \backslash N)$
- $I' = conf(\wp) \backslash (R \cup N)$
- $N' = (A' \times A') \backslash (R' \cup I')$

Là một mở rộng của AF trên $\wp$ trong ngữ cảnh của Định nghĩa 3.23.

Các tác giả cũng đề xuất các toán tử tích hợp các lập luận được chấp nhận thông qua các hàm khoảng cách và hàm kết tập như sau:

Định nghĩa 2.24. Cho $\wp = \langle AF_1, \dots, AF_n \rangle$ là một hồ sơ của $nAFs$. Gọi d là bất kỳ khoảng cách giả nào giữa các AF, gọi $\otimes$ là một hàm kết tập và cho $exp_1, \dots, exp_n$ là n hàm mở rộng. Tích hợp của $\wp$ là tập

$$\triangle_d^{\otimes} (\langle AF_1, \dots, AF_n \rangle, \langle exp_1, \dots, exp_n \rangle) = \{AF \text{ trên} \bigcup_i A_i \,|AF \text{ nhỏ nhất} \otimes_{i=1}^{n} d(AF, exp_i(AF_i, \wp))$$

Vì vậy, tích hợp một hồ sơ của $AFs \wp = \langle AF_1, \dots, AF_n \rangle$ là một quy trình hai bước:

mở rộng: Một mở rộng của mỗi AF_i trên $\wp$ được tính trước. Lưu ý rằng không có gì ngăn cản việc xem xét các chức năng mở rộng dành riêng cho từng tác tử. Điều quan trọng là exp_i $(AF_i, \wp)$ là một PAF trên $A = \bigcup_i A_i$.

kết hợp:Các AF trên A được chọn như kết quả tích hợp thể hiện tốt nhất biểu diễn $\wp$ (tức là "gần nhất" với $\wp$).

2.2.2. Đến khung tranh luận cho tích hợp tri thức

- ***Mô hình tranh luận cho tích hợp tri thức***

Trong mô hình này, chúng ta xem xét một tập các tác tử $\mathcal{A} = \{a_1, \dots, a_n\}$, mỗi tác tử a_i tương đương với một cơ sở tri thức phân tầng $(K_i, \succcurlyeq_i)$.

Đầu tiên, chúng ta xem xét hai ngữ nghĩa quan trọng quan hệ đến kỹ nghệ tranh luận như sau:

Định nghĩa 2.25.*Một lập luận là một tập nhất quán không rỗng của các công thức.*

Nói chung, một lập luận bao gồm một thành phần hỗ trợ và một thành phần kết luận. Tuy nhiên, trong mô hình này chúng ta đơn giản hóa thành phần hỗ trợ như việc lặp lại không cần thiết.

Tấn công được định nghĩa dựa trên nhất quán như sau:

Định nghĩa 2.26.*Cho 2 lập luận ϕ và ψ, ϕ tấn công ψ khi và chỉ khi $\phi \cup \psi$ không nhất quán.*

Một cách hình thức, hai lập luận tấn công nhau nếu chúng liên kết không nhất quán. Rõ ràng, quan hệ tấn công này là đối xứng.

Từ quan điểm đa tác tử, trong một trò chơi tranh luận, các tác tử thao tác tri thức của chúng liên kết tranh luận để đạt được tri thức chung (nhất quán) dưới ràng buộc toàn vẹn xuyên suốt một số giao thức tranh luận. Trò chơi tranh luận được định nghĩa như sau:

Định nghĩa 2.27.*Một trò chơi tranh luận là một bộ đôi $\langle\{(K_i, \succcurlyeq_i) | a_i \in \mathcal{A}\}, \mu\rangle$, sao cho $\{(K_i, \succcurlyeq_i) | a_i \in \mathcal{A}\}$ là một cơ sở tri thức của các tác tử tham gia và μ là ràng buộc toàn vẹn.*

Cho một tập các tác tử $\mathcal{A}$, tập của tất cả các trò chơi tranh luận từ $\mathcal{A}$ được ký hiệu $g^{\mathcal{A}}$.

Mỗi trò chơi tranh luận liên quan đến một tập tri thức của cơ sở tri thức phân lớp tương đương với các tác tử tham gia và ràng buộc toàn vẹn như một tri thức chung.

Chúng ta định nghĩa giải pháp tranh luận như sau:

Định nghĩa 2.28.*Một giải pháp tranh luận f là một hàm sao cho*

$\forall G = (\{(K_i, \succcurlyeq_i) | a_i \in \mathcal{A}\}, \mu) \in g^{\mathcal{A}}, f(G) = \{f_i(G) | a_i \in \mathcal{A}\} \in O(G),$

sao cho$f_i(G) \subseteq \mathcal{L}$

Bây giờ, chúng ta giới thiệu cấu trúc của tích hợp tri thức bằng tranh luận tuân theo giao thức *Đệ trình Đồng thời*. Qúa trình tranh luận được tổ chức thành nhiều vòng. ở mỗi vòng, các tác tử đệ trình đồng thời cơ sở tri thức của mình, dựa trên trạng thái hiện tại của quá trình tranh luận, một số lập luận có thể bị loại bỏ và các lập luận khác được thêm vào tập các tri thức chấp nhận. Nó gây nên một trạng thái tranh luận mới được nảy sinh. Một cách hình thức trạng thái tranh luận được định nghĩa như sau:

Định nghĩa 2.29.*Một trạng thái tranh luận là một bộ (G, O) sao cho $G = (\{(K_i, \succcurlyeq_i) | a_i \in \mathcal{A}\}, \mu)$ là một trò chơi tranh luận và $O = \{O_i | a_i \in \mathcal{A}\}$ là một kết luận logic hiện thời có thể.*

Chúng ta ký hiệu $\mathcal{S}^G$ tập trạng thái tranh luận của trò chơi G, và θ tập của tất cả các chuỗi giới hạn của trạng thái tranh luận.

Tập $X^* = \bigcup_{a_i \in \mathcal{A}} O_i \cup \{\mu\}$ được gọi là tập tri thức chấp nhận tạm thời.

Trong một vòng, nếu một số tác tử đưa ra lập luận không liên kết nhất quán với tập chấp nhận (hay các lập luận khác đưa ra trong vòng này) thì lập luận này đánh dấu bỏ qua. Chúng ta định nghĩa *hàm tấn công dưới* để biểu thị danh sách các tác tử có các lập luận bỏ qua trong một vòng như sau:

Định nghĩa 2.30.*Hàm tấn công dưới ở vòng i như sau:*

und: $\mathcal{S}^G \to 2^{\mathcal{A}}$

sao cho $\mathrm{und}(\mathcal{S}) \neq \emptyset$ *nghĩa là có một danh sách các tác tử có lập luận bị tấn công.*

Ở một vòng, các tác tử bị tấn công dưới phải thay đổi tập tri thức của mình khi có một số lập luận bị loại ra khỏi danh sách này. Hàm thay đổi sẽ buộc các tác tử tạo ra một số nhượng bộ trong tri thức của mình để đạt được sự đồng thuận ở vòng hiện tại và chúng cũng sẽ thay đổi sang một trạng thái mới.

Định nghĩa 2.31.*Hàm thay đổi là một ánh xạ:*

upd: $2^{\mathcal{A}} \times \mathcal{S}^G \to \mathcal{S}^G$,

sao cho upd(A, $\mathcal{S}$*) =* $\mathcal{S}'$ *nghĩa là trạng thái* $\mathcal{S}$*, dưới tập tấn công của các tác tử* $A \subseteq \mathcal{A}$ *làm thay đổi tri thức của chúng để đạt tới sự đồng thuận, điều đó gây nên sự biến đổi* $\mathcal{S}$ *thành* $\mathcal{S}'$

Cuối cùng, định nghĩa giải pháp đàm phán như sau:

Định nghĩa 2.32.*Giải pháp đàm phán trạng thái* $\mathcal{S}$ *cho trò chơi tranh luận* $\langle (K_i, \succcurlyeq_i), C \rangle$ *được cho bởi hàm* s^A: $\mathcal{S}^G \to \theta$, *xác định như sau:*

$$s^A(\mathcal{S}) = \lambda = (\mathcal{S}_0, \dots, \mathcal{S}_k), \text{ sao cho}$$

a. $\mathcal{S}_0 = \mathcal{S}$,

b. $\mathcal{S}_k \neq \mathcal{S}_{k-1}$ và $\mathcal{S}_i = \mathcal{S}_{i-1}, \forall i \in \{0, \dots, k]$, và

c. $\forall j \in \{0, k]$ chúng ta có, $\forall a_i \in \mathcal{A}$,

$$s_i^A(\mathcal{S}_{j+1}) = \begin{cases} s_i^A(upd(und(\mathcal{S}_j), \mathcal{S}_j) \text{ nếu } a_i \in und(\mathcal{S}_j), \\ s_i^A(\mathcal{S}_j) \quad\quad\quad\quad\quad\quad \text{ngược lại.} \end{cases}$$

Cuối cùng, giải pháp tích hợp tri thức bằng tranh luận là trạng thái tranh luận cuối cùng $\mathcal{S}^k$ và chúng ta gọi giải pháp này là giải pháp *Tích hợp Tri thức bằng Tranh luận*.

➢ ***Các định đề và thuộc tính logic***

Chúng tôi xem lại $K = \{K_1, \dots, K_n\}$ là một tập giới hạn của cơ sở tri thức khả năng, AFslà một khung tranh luận được xác định từ K. Một hàm kết tập $K_\oplus$ được định nghĩa như sau: $K_\oplus$: $\mathbb{K}^n \to \mathbb{K}^*$. Tập của các định đề được giới thiệu như sau:

(SYM)$K_\oplus(\{K_1, \dots, K_n\}) = K_\oplus(\{K_{\pi(1)}, \dots, K_{\pi(n)}\})$, sao cho π là một hoán vị trên $\{1, \dots, n\}$.

(CON)$\nexists \psi \in \mathcal{L}\ (K_\oplus(\{K_1, \dots, K_n\}) \vdash \psi) \wedge (K_\oplus(\{K_1, \dots, K_n\}) \vdash \neg\psi$

(UNA) Nếu $K_1^* \equiv \dots \equiv K_n^*$ thì $K_\oplus(\{K_1, \dots, K_n\}) \equiv K_1^*$.

(IDN)$K_\oplus(\{K_i, \dots, K_i\}) \equiv K_i^*$.

(CLO)$\bigcup_{i=1}^n B_i^* \vdash K_\oplus(\{K_i, \dots, K_i\})$

(MAJ) nếu $|\{K_i^* \vdash \psi, i = 1 \dots n\}| > n/2$ $thì$ $K_\oplus(\{K_i, \dots, K_i\}) \vdash \psi$.

(COO) nếu $K_i^* \vdash \psi$, $i = 1 \dots n$ thì $K_\oplus(\{K_i, \dots, K_i\}) \vdash \psi$.

Chúng tôi có bổ đề sau:

Bổ đề2.2.*Chúng ta có:*

- *(UNA) suy ra (IDN);*
- *(MAJ) suy ra (COO).*

Nghiên cứu các thuộc tính của toán tử tích hợp tri thức định nghĩa trong mục trước chúng ta có:

Định lý 2.6.*Họ các toán tử BMA thỏa mãn các định đề (SYM), (CON), (UNA) và (CLO). Nó không thỏa mãn (MAJ).*

Chương 3. TÍCH HỢP TRI THỨC SỬ DỤNG CÁC KỸ THUẬT ĐÀM PHÁN VÀ TRANH LUẬN

3.1. Tích hợp tri thức sử dụng kỹ thuật đàm phán

3.1.1. Quy trình đàm phán

Định nghĩa 3.1.Một tình huống đàm phán là một bộ $\langle (K_i, \succcurlyeq_i)_{i\in N}, IC\rangle$, sao cho:

1. $N = \{1, 2, \dots, n\}$ là một tập các tác tử tham gia đàm phán,
2. $(K_i, \succcurlyeq_i)$ là cấu trúc đòi hỏi của tác tử đàm phán i,
3. IC là một tập các ràng buộc toàn vẹn.

Định nghĩa 3.2. Một tình huống đàm phán $\langle (K_i, \succcurlyeq_i)_{i\in N}, IC\rangle$ là không mâu thuẫn nếu $\bigcup_{i=1}^{n} K_i \cup IC$ là logic nhất quán và là không đồng thuận nếu có $i \in N$ sao cho $K_i = \emptyset$.

3.1.2. Mô hình tích hợp tri thức dùng kỹ thuật đàm phán

Trước khi giới thiệu tư tưởng của giải pháp cho mô hình đàm phán, chúng ta giới thiệu một số khái niệm về cấu trúc đòi hỏi của tác tử đàm phán.

Địnhnghĩa3.3. Cho một cấu trúc đòi hỏi $D = (K, \succcurlyeq)$ sao cho $K \neq \emptyset$, $R = (K_{1,} \dots, K_N)$ là sự phân hoạch của D, nếu nó thỏa mãn:

1. $\forall n \in \{1, \dots, N\}, K_n \neq \emptyset$;
2. $K = \bigcup_{n=1}^{N} K_n$;
3. $K_m \cap K_n = \emptyset$, nếu $m, n \in \{1, \dots, N\}$ mà $m \neq n$;
4. $\forall \varphi \in K_m, \forall \psi \in K_n, \varphi \succ \psi$ nếu và chỉ nếu $m \prec n$, với $m, n \in \{1, \dots, N\}$.

Bây giờ chúng ta định nghĩa phân cấp đòi hỏi dưới ràng buộc toàn vẹn sử dụng sự phân chia ở trên.

Định nghĩa 3.4. Cho một cấu trúc đòi hỏi $D = (K, \succcurlyeq)$ và một tập các ràng buộc toàn vẹn IC, cho $R = (K_{1,} \dots, K_N)$ là sự phân hoạch của D. Phân cấp của D dưới ràng buộc toàn vẹn IC được định nghĩa như sau:

1. $P_1 = Cn(K_1 \cup IC)$, và
2. $P_{m+1} = Cn(\bigcup_{i=1}^{m+1} K_i \cup IC) \setminus \bigcup_{i=1}^{m} P_i$

$\forall \varphi \in Cn(K \cup IC)$, chúng ta định nghĩa $p(\varphi) = m$ nếu và chỉ nếu $\varphi \in P_m$, sao cho m là mức phân cấp của φ trong D và viết $p_D = \max\{h(\varphi) | \varphi \in Cn(K \cup IC)\}$ như chiều cao của D. Hơn nữa, $\forall \varphi, \psi \in K$, giả sử $\varphi \in P_m$ và $\psi \in P_j$, chúng ta viết $\varphi \succcurlyeq_{IC} \psi$ khi và chỉ khi $m \preccurlyeq j$.

Một cách đơn giản, chúng ta thừa nhận rằng $P_i \neq \emptyset, \forall i$. Nếu tồn tại $m \in N^+$ mà $P_m = \emptyset$, chúng ta có thể gỡ bỏ tất cả các mức rỗng và chỉ còn lại phân cấp như phân cấp D. Từ $\succcurlyeq$ là một thứ tự toàn phần trên K, đó là dễ dàng thấy rằng $\succcurlyeq_{IC}$ cũng là một thứ tự toàn phần trên $Cn(K \cup IC)$.

Định nghĩa 3.5. Cho một cấu trúc đòi hỏi $D = (K, \succcurlyeq)$ và các ràng buộc toàn vẹn IC, Υ là một tập bao hàm toàn diện IC của D nếu:

1. $\Upsilon \subseteq Cn(K \cup IC)$;
2. $\Upsilon = Cn(\Upsilon)$ và
3. $\forall \varphi \in \Upsilon, \forall \psi \in Cn(K \cup IC), \psi \succcurlyeq_{IC} \varphi$ suy ra $\psi \in \Upsilon$.

Mặt khác, một tập con của $Cn(K \cup IC)$ là bao hàm toàn diện IC nếu nó là logic và thứ tự đóng dưới $\succcurlyeq_{IC}$. Chúng ta ký hiệu tập của tất cả bao hàm toàn diện IC các tập của D bằng $\Upsilon_{IC}(D)$ hay $\Upsilon(D)$ nếu IC là hiển nhiên.

Định lý sau cho giải pháp đàm phán của chúng ta.

Định lý 3.1. Cho một cấu trúc đòi hỏi $D = (K, \succcurlyeq)$ và tập các ràng buộc toàn vẹn IC, tập Υ là một tập bao hàm toàn diện IC của D nếu và chỉ nếu tồn tại $m \in \{1, \dots, p_D\}$ mà $\Upsilon = \bigcup_{i=1}^{m} P_i$.

Định nghĩa 3.6. Cho $D = (K, \succcurlyeq)$ và $D' = (K', \succcurlyeq')$ là hai cấu trúc đòi hỏi, sao cho $K \neq \emptyset$ và $K' \neq \emptyset$, IC là tập ràng buộc toàn vẹn. Chúng ta nói D và D' là tương đương dưới IC, ký hiệu $D \leftrightarrow_{IC} D'$, nếu và chỉ nếu $\Upsilon(D) = \Upsilon(D')$.

Sau đây chúng ta định nghĩa một giải pháp đàm phán theo ý tưởng trên.

Định nghĩa 3.7Một giải pháp đàm phán của $\mathcal{G}$, ký hiệu là S, là một hàm từ$\mathcal{G}_{IC}^{n,\mathcal{L}}$đến $\prod_{i=1}^{n} \Upsilon(D_i)$, tức là:

$$\forall \mathcal{G} \in \mathcal{G}_{IC}^{n,\mathcal{L}}, S(\mathcal{G}) = (s_1(\mathcal{G}), \dots, s_n(\mathcal{G}))$$

Sao cho $s_i(\mathcal{G}) \in \Upsilon(D_i)$ với mỗi i. Sự đồng thuận của đàm phán được định nghĩa như sau:

$$A(\mathcal{G}) = Cn(\bigcup_{i=1}^{n} s_i(\mathcal{G})).$$

Định nghĩa 3.8. Cho một tình huống đàm phán $\mathcal{G} = \langle (K_i, \preccurlyeq_i)_{i \in N}, IC \rangle$, giải pháp nhượng bộ đồng thời của nó, ký hiệu $S_{sc}(\mathcal{G})$, được xây dựng như sau:

$$S_{sc}(\mathcal{G}) = \begin{cases} (P_1^{\preccurlyeq h_{D_1 - \rho}}, \dots, P_n^{\preccurlyeq h_{D_n} - \rho} & \text{nếu } \rho \prec L, \\ (\emptyset, \dots, \emptyset) \text{ngược lại} & \end{cases}$$

trong đó $\forall i \in N, P_i^{\preccurlyeq j} = \bigcup_{k=1}^{j} P_i^k$,$h_{D_i}$ là chiều cao của D_i, $\rho = \min\{k | \bigcup_{i=1}^{n} P_i^{\preccurlyeq h_{D_i - k}}$ là nhất quán$\}$, và $L = min\{h_{D_i} | i \in N\}$.

3.1.3. Các tiên đề và tính chất logic

Chúng ta xem xét các thuộc tính mà một giải pháp nên có trong phương pháp tiếp cận của D. Zhang, gọi là các thuộc tính tiên đề.

(A) (*Nhất quán*). $\bigcup_{i \in N} s_i(\mathcal{G})$ là nhất quán.

(B) (*Tính bao hàm*). $s_i(\mathcal{G})$ là bao hàm với mọi i.

(C) (*Tập hợp có lý*). Nếu $\mathcal{G}$ là không có tính mâu thuẫn thì $s_i(\mathcal{G}) = K_i$với mọi i

Có k mà $K_h = \emptyset$. Trong trường hợp này không đạt được sự đồng thuận.

(D) (*Không đồng thuận*). Nếu $\mathcal{G}$ biểu diễn một tình huống không đồng thuận thì $s_i(\mathcal{G}) = \emptyset$ với mọi i.

(E) (*Loại bỏ độc lập*). Nếu $\mathcal{G}' \sqsubset_{\max} \mathcal{G}$, thì $s(\mathcal{G}) = s(\mathcal{G}')$ trừ khi $\mathcal{G}$ không mâu thuẫn.

Từ các tiên đề nêu trên, chúng ta có các tính chất lô-gic như sau:

Định lý 3.2. (Tối ưu Pareto) Với bất kỳ tình huống đàm phán $\mathcal{G}, s(\mathcal{G})$ là *tối ưu Pareto yếu*

Định lý 3.3. (Loại bỏ độc lập) Cho $\mathcal{G}' \sqsubseteq \mathcal{G}$. Nếu $s(\mathcal{G})$ là một kết quả chiến lược của $\mathcal{G}'$ thì $s(\mathcal{G}') = s(\mathcal{G})$.

Định lý 3.4. Toán tử $A(\mathcal{G}) = \bigcup_{i=1}^{n} s_i(\mathcal{G})$là toán tử tích hợp tri thức nếu và chỉ nếu$s_i(\mathcal{G})$thỏa mãn năm tiên đề (A), (B), (C), (D) và (E).

Mệnh đề 3.1. *Nếu $A(\mathcal{G})$là một toán tử tích hợp tri thức bằng đàm phán thì nó sẽ thỏa các tiên đề (IC0), (IC1), (IC2), (IC7) và (IC8); nó không thỏa mãn các tiên đề (IC3), (IC4), (IC5), (IC6).*

Mệnh đề 3.2. *Nếu $A(\mathcal{G})$là toán tử tích hợp tri thức thì $A(\mathcal{G}) \vdash \bigcup_{i \in N} s_i(\mathcal{G})$.*

3.2. Tích hợp tri thức sử dụng kỹ thuật tranh luận

3.2.1. Toán tử tích hợp trong logic khả năng

Chúng ta xem xét một quy trình cho THTTUT bằng tranh luận như sau:

1. Mỗi tác tử sắp xếp các tri thức của mình theo thứ tự ưu tiên, tri thức nào cho là quan trọng được xếp ưu tiên nhất. Quá trình tranh luận được tổ chức nhiều vòng.

2. Ở mỗi vòng, các tác tử đưa ra đồng thời các lập luận của mình.
   (a) Nếu tất cả các tri thức đưa ra kết hợpvới nhau mà nhất quán với kết quả tạm thời trong các vòng trước, chúng sẽ được đưa vào tập chấp nhận (kết quả tạm).
   (b) Nếu các tri thức của một số tác tử kết hợp với nhau sinh ramâu thuẫn với kết quả tạm thời thì các tri thức của các tác tử này bị bỏ qua và các tri thức còn lại sẽ được đưa vào tập kết quả tạm.
   (c) Nếu một tác tử đưa ra một tri thức và các tác tử khác có thể thủ tiêu nó thì tri thức này sẽ bị loại bỏ.
3. Quá trình tranh luận sẽ kết thúc khi không có tác tử nào đưa ra bất kỳ lập luận nào nữa. Tập kết quả tạm cuối cùng sẽ làm tập kết quả cho quá trình tích hợp.

Định nghĩa 3.9. Cho $\mathcal{A}$ là một cơ sở tri thức con của P. Chúng ta định nghĩa mức độ ưu tiên của nó, ký hiệu $Deg_P(\mathcal{A})$, bằng:

$$Deg_P(\mathcal{A}) = \begin{cases} 1 & \text{nếu } \mathcal{A} \cap P \text{ rỗng} \\ \min\{a: (\phi, a) \in \mathcal{A} \cap P\} & \text{ngược lại} \end{cases}$$

Định nghĩa này phát biểu rằng $Deg_P(\mathcal{A})$ bằng với trọng số của các công thức có mức ưu tiên thấp nhất trong $\mathcal{A}$. Bây giờ, chúng ta định nghĩa ưu tiên giữa hai cơ sở tri thức như sau.

Định nghĩa 3.10.P_1 được nói ưu tiên hơn P_2 nếu với mỗi mâu thuẫn$\mathcal{E}$ trong $P_1 \cup P_2$, chúng ta có:$Deg_{P_1}(\mathcal{E}) > Deg_{P_2}(\mathcal{E})$.

Đó là, P_1 ưu tiên hơn P_2 nếu ưu tiên ít nhất (tức là, có trọng số nhỏ nhất) của các công thức trong mỗi mâu thuẫn$\mathcal{E}$ giữa P_1 và P_2 là P_2.

Cho $\mathcal{LP}(\mathcal{E})$ là tập các công thức ưu tiên ít nhất trong $\mathcal{E}$.

Hai cơ sở tri thức khả năng P_1 và P_2 được nói *có cùng mứcưu tiên* nếu với mỗi mâu thuẫn$\mathcal{E}$ trong $P_1 \cup P_2$, tồn tại ít nhất một công thức trong $\mathcal{LP}(\mathcal{E})$ thuộc P_1 và ít nhất một công thức trong $\mathcal{LP}(\mathcal{E})$ thuộc P_2.

Bổ đề 3.1. Cho $\mathcal{P}_\oplus$là kết quả tích hợp của$\mathcal{P} = \{P_1, \dots, P_n\}$thì $\mathcal{P}_\oplus$ tương đương với$\{(\phi, \oplus(a_1, \dots, a_n)) : \phi \in \mathcal{L}$ và $P_i \vdash (\phi, a_i)\}$

Bây giờ chúng ta định nghĩa kết quả tích hợp điều này tương ứng với kết quả của các phân bố khả năng của $\mathcal{P}_\oplus$:

Định nghĩa 3.11. (Kết quả tích hợp) Kết quả tích hợp:

$$\mathcal{T} = \{(\phi_i, a_i) | \mathcal{P}_\oplus \vdash_\pi (\phi_i, a_i)\}$$

3.2.2. Các định đề và thuộc tính logic

Trong mục này chúng ta đưa ra các định đề và thuộc tính logic và chỉ tập trung vào tập các kết quả hợp lý mà không cần đưa trọng số vào suy luận. Đó là, một tập các thuộc tính logic mà khung tranh luận này cần thỏa mãn.

***Nhất quán(CON** - Consistence):* $\forall \mathcal{P}, \mathcal{B}n(\mathcal{P}_\oplus) \nvdash \bot$

***Tri thức bổ sung(ADK** -Additional Knowlege)*: Nếu $P_1 \cup \dots \cup P_n$ nhất quán thì $\mathcal{B}n(\{P_1, \dots, P_n\}_\oplus) \equiv \mathcal{B}n(P_1 \cup \dots \cup P_n)$.

***Tính công bằng(EQU**Equality)*: $\mathcal{B}n(\{P_1, \dots, P_n\}_\oplus) \equiv \mathcal{B}n\left(\{P_{\theta(1)}, \dots, P_{\theta(n)}\}_\oplus\right)$ vớiθ là một hoán vị trên $\{1, \dots, n\}$.

***Tính thận trọng(CAU** - Cautiousness)*: Nếu P_1 và P_2không nhất quán và P_1và P_2 có cùng mức ưu tiên thì$\mathcal{B}n(\{P_1, P_2\}_{\oplus}) \nvdash \mathcal{B}n_P(P_1)$ và $\mathcal{B}n(\{P_1, P_2\}_{\oplus}) \nvdash \mathcal{B}n_P(P_2)$.

***Khả năng chấp nhận(REA-** Reaccept)*:Nếu$\mathcal{P} = P' \sqcup P''$ và $\mathcal{B}n(\mathcal{P}'_{\oplus}) \cup \mathcal{B}n(\mathcal{P}''_{\oplus})$ nhất quán thì $\mathcal{B}n(\mathcal{P}_{\oplus}) \vdash \mathcal{B}n(\mathcal{P}'_{\oplus}) \cup \mathcal{B}n(\mathcal{P}''_{\oplus})$

***Đa số(P_{Maj}** - Majority)*:$\forall P', \exists n, \mathcal{B}n((\mathcal{P} \sqcup P'^n)_{\oplus}) \vdash \mathcal{B}n(P')$

Trọng tài ***(P_{Arb}** - Arbitration)*: $\forall P', \forall n, \mathcal{B}n((\mathcal{P} \sqcup P'^n)_{\oplus}) \equiv \mathcal{B}n((\mathcal{P} \sqcup P')_{\oplus})$

Định lý 3.5.*Giải pháp tích hợp tri thức bằng tranh luận thỏa mãn các thuộc tính CON, ADI, EQU, REAvà P_{Arb},và không thỏa mãnCAUvà P_{Maj}.*

Chương 4. TÍCH HỢP CÁC CƠ SỞ TRI THỨC KHẢ NĂNG VÀ CƠ SỞ TRI THỨC KHẢ NĂNG BIỂU TRƯNG

4.1. Tích hợp tri thức trong logic khả năng

Benferhat và các cộng sự đã đưa ra một phương pháp tích hợp theo cách tiếp cận ngữ nghĩa để tích hợp một hồ sơ tri thức gồm *n* cơ sở tri thức khả năng nhất quán $T_1, \ldots, T_n$. Một toán tử tích hợp phân bố khả năng, được biểu thị bằng $\oplus$, đó là một hàm từ $[0,1]^n$ đến [0,1] để tích hợp các cơ sở tri thức chắc chắn từ các nguồn khác nhau. Kết quả của quy trình tích hợp $\mathcal{T}_{\oplus}$ như sau:

$$\mathcal{T}_{\oplus} = \{(\varphi, \oplus(\alpha_1, \ldots, \alpha_n)): T_i \vdash_{\pi} (\varphi, \alpha_i)\} \qquad (4.1)$$

Phương pháp này xem xét tất cả công thức trong T_i ngay cả khi T_i không nhất quán. Cho $T_1 = \{(\varphi_i, \alpha_i) | i = 1, \ldots, n\}$ và $T_2 = \{(\partial_j, \beta_j) | j = 1, \ldots, m\}$là hai cơ sở tri thức khả năng. Kết quả tích hợp $\mathcal{T}_{\oplus}$ của T_1 và T_2từ công thức (4.1) như sau:

$$\mathcal{T}_{\oplus} = \{(\varphi_i, \oplus(\alpha_i, 0)) | (\varphi_i, \alpha_i) \in T_1 \text{và} \varphi_i \notin T_2^*\} \cup \{(\partial_j, \oplus(0, \beta_j)) | (\partial_j, \beta_j) \in T_2 \text{và} \partial_j \notin T_1^*\} \cup \{(\varphi_i \vee \partial_j, \oplus(\alpha_i, \beta_j)) | (\varphi_i, \alpha_i) \in T_1 \text{và} (\partial_j, \beta_j) \in T_2\} \qquad (4.2)$$

Cho T_1,T_2 là hai cơ sở tri thức khả năng và $\pi_{\otimes}$ được kết hợp từ π_{T_1}và π_{T_2} dựa trên toán tử tích hợp tri thức $\otimes$. Kết quả tích hợp tri thức như sau:

$$T_1 \otimes T_2 = \{(\varphi_i, 1 - ((1 - \alpha_i) \otimes 1)) | (\varphi_i, \alpha_i) \in T_1\} \cup \{(\partial_j, 1 - (1 \otimes (1 - \beta_j))) | (\partial_j, \beta_j) \in T_2\} \cup \{(\varphi_i \vee \partial_j, \otimes(\alpha_i, \beta_j)) | (\varphi_i, \alpha_i) \in T_1 \text{ và } (\partial_j, \beta_j) \in T_2\} \ (4.3)$$

Khi $\otimes = min$, chúng ta có thể dễ dàng chỉ ra rằng $T_1 \otimes T_2 = T_1 \cup T_2$.

Cho T_1 và T_2 là hai cơ sở tri thức khả năng. Nếu toán tử $\oplus$ trong công thức 4.1 là *maximum* và toán tử $\otimes$ trong công thức 4.3 là *minimum*, chúng ta có:

$$\mathcal{T}_{\oplus} \equiv T_1 \otimes T_2 \qquad (4.4)$$

Có hai lớp quan trọng của các toán tử tích hợp tri thức khả năng: một lớp chứa các toán tử hội *minimum* gồm$product$ và $linear\ product$ và lớp còn lại là các toán tử tuyển *maximum* gồm $probabilistic\ sum$ và $bounded\ sum$.

Định nghĩa 4.1. Cho $\oplus_1$ và $\oplus_2$ là hai toán tử tích hợp thỏa mãn các thuộc tính trên. $\oplus_1$ và $\oplus_2$được gọi là toán tửđối ngẫu nếu và chỉ nếu $\oplus_1(\alpha, \beta) = 1 - (1 - \alpha) \oplus_2 (1 - \beta)$.

Các toán tử tích hợp đối ngẫu điển hình là hội và tuyểntrong [126].

Đối với mỗi công thức φ, nếu $(\varphi, \alpha) \in T_1$ và $(\varphi, \beta) \in T_2$, sao cho $\alpha, \beta > 0$ thì $(\varphi, \oplus(\alpha, \beta)) \in \mathcal{T}_{\oplus}$. Mặt khác, φ sẽ xuất hiện trong$T_1 \otimes T_2$ với ba dạng khác nhau $(\varphi, \otimes(\alpha, 0)), (\varphi, \otimes(0, \beta))$ và$(\varphi, \otimes(\alpha, \beta))$. Rõ ràng $(\varphi, \otimes(\alpha, 0))$ và $(\varphi, \otimes(0, \beta))$là tri thức dư thừa và chúng ta có thể xóa chúng để làm cho kết quả tích hợp đơn giản hơn.

Ví dụ 4.1. Cho $T_1 = \{(\varphi, 0.3), (\partial, 0.6), (\neg\varphi, 0.5), (\lambda, 0.5)\}$ và

$$T_2 = \{(\varphi, 0.1), (\partial \vee \lambda, 0.7)\}$$

Với $\oplus(\alpha, \beta) = \min(1, \alpha + \beta)$, theo công thức 5.2 kết quả của tích hợp T_1 và T_2 là:

$$\mathcal{T}_{\oplus} = \left\{\begin{matrix}(\varphi, 0.4), (\neg\varphi, 0.5), (\partial, 0.6), (\lambda, 0.5), (\varphi \vee \lambda, 0.6), (\varphi \vee \partial, 0.7), \\ (\partial \vee \lambda, 1), (\varphi \vee \partial \vee \lambda, 1), (\neg\varphi \vee \partial \vee \lambda, 1)\end{matrix}\right\}.$$

Nếu chúng ta tích hợp T_1 và T_2 sử dụng công thức 4.3 với toán tử hội

$\otimes(\alpha, \beta) = \max(0, \alpha + \beta - 1)$, kết quả tích hợp là:

$$T_1 \otimes T_2 = \{(\varphi, 0.3), (\neg\varphi, 0.5), (\partial, 0.6), (\lambda, 0.5), (\partial \vee \lambda, 0.7), (\neg\varphi \vee \partial \vee \lambda, 0.2)\}$$

Trong Ví dụ 4.1, φxuất hiện trong $\mathcal{T}_{\oplus}$với trọng số 0.4, tuy nhiên, nó xuất hiện trong $T_1 \otimes T_2$ với ba trọng số khác nhau 0.3, 0.1 và 0. Các công thức $(\varphi, 0.1)$ và $(\varphi, 0)$là tri thức dư thừa. Tương tự như vậy $\partial \vee \lambda$xuất hiện trong $\mathcal{T}_{\oplus}$ với hai trọng số khác nhau là 1 và 0.7, đồng thời nó cũng xuất hiện trong $T_1 \otimes T_2$ với ba trọng số khác nhau là 0.7, 0.3 và 0.2 vì vậy chúng ta chỉ giữ lại công thức có trọng số cao nhất trong kết quả tích hợp.

Trong , một số toán tử tích hợp đã được giới thiệu để kết hợp hai cơ sở tri thức khả năng bằng cách sử dụng công thức 4.2. Ở đó đã chỉ ra rằng toán tử *maximum* thích hợp cho các cơ sở tri thức mâu thuẫn với nhau và toán tử *minimum* có ý nghĩa khi các nguồn nhất quán. Khi toán tử *maximum* được chọn, kết quả tích hợp là

$T_1 \oplus_{max} T_2 = \{(\varphi_i \vee \partial_j, \min(\alpha_i, \beta_j)) : (\varphi_i, \alpha_i) \in T_1$và $(\partial_j, \beta_j) \in T_2\}$. Rõ ràng $T_1 \oplus_{max} T_2$ là kết quả tích hợp yếu, nghĩa là rất nhiều tri thức bị mất.

Các phương pháp tích hợp được giới thiệu ở trên chỉ sử dụng một toán tử duy nhất ngay cả khi cơ sở tri thức khả năng mâu thuẫn. Ví dụ sau đây sử dụng toán tử như vậy.

Ví dụ 4.2. Cho $T_1 = \{(\varphi, 0.5), (\partial, 0.6), (\neg\partial, 0.4), (\xi, 0.7)\}$ và

$$T_2 = \{(\neg\varphi, 0.7), (\varphi, 0.3), (\partial, 0.7), (\xi, 0.5), (\lambda, 0.4)\}.$$

Hai tri thức ∂và λđược hỗ trợ bởi T_1 và T_2 với mức độ cao và chúng không liên quan đếntính không nhất quán $T_1 \cup T_2$, vì vậy cần có một sự gia tăng khả năng cho chúng. Giả sử toán tử tích hợp *maximum* là $probabilistic\ sum$ xác định $\oplus(\alpha, \beta) = \alpha + \beta - \alpha \times \beta$. Theo công thức 4.2, kết quả tích hợp T_1 và T_2 như sau:

$\mathcal{T}_{\oplus} = \{(\neg\varphi, 0.7), (\neg\partial, 0.4), (\lambda, 0.4), (\varphi, 0.65), (\varphi \vee \partial, 0.85), (\varphi \vee \xi, 0.75),$
$(\varphi \vee \lambda, 0.7), (\neg\varphi \vee \partial, 0.88), (\varphi \vee \partial, 0.72), (\partial, 0.88), (\partial \vee \xi, 0.8), (\partial \vee \lambda, 0.76), (\neg\varphi \vee \neg\partial, 0.82), (\varphi \vee$
$\neg\partial, 0.58), (\neg\partial \vee \xi, 0.7), (\neg\partial \vee \lambda, 0.64), (\neg\varphi \vee \xi, 0.91),$
$(\varphi \vee \xi, 0.79), (\partial \vee \xi, 0.91), (\xi, 0.85), (\xi \vee \lambda, 0.82)\}$

Trong ví dụ này, mức độ cần thiết của ∂ và ξ tăng vì $probabilistic\ sum$đã gia tăng trọng số. Bởi vì công thức φ và $\neg\varphi$ mâu thuẫn mạnh, mức độ cần thiết của cả hai φ và $\neg\varphi$ nên nhỏ hơn ban đầu. Tuy nhiên, trong kết quả tích hợp mức độ cần thiết của φ tăng lên 0.65 và mức độ cần thiết của $\neg\varphi$ vẫn cao là 0.7 điều đó là không hợp lý. Vấn đề này là do chỉ sử dụng một toán tử duy nhất để tích hợp hai công thức không nhất quán.

Cho *n* cơ sở tri thức khả năng $\{T_1, T_2, \dots, T_n\}$ từ *n* nguồn khác nhau. Đối với các công thức có liên quan đến mâu thuẫn trong $T_1 \cup T_2 \cup \dots \cup T_n$, mức độ cần thiết của chúng sẽ giảm. Ngược lại, mức độ cần thiết của chúng sẽ tăng nếu chúng được hỗ trợ từ các nguồn.

Bây giờ chúng taxem xét một toán tử tích hợp trong.

Định nghĩa 4.2.Một toán tử tích hợp tri thức $\oplus$được gọi *là hội mạnh* trên [0,1] nếu $(\alpha_1, \dots, \alpha_n) \in [0,1]$,

$$\oplus(\alpha_1, \dots, \alpha_n) \geq max(\alpha_1, \dots, \alpha_n)$$

Một toán tử hội mạnh là hợp lý vì nó thỏa mãn hầu hết các định đề được giới thiệu trong [109]. Nếu một toán tử hội mạnh thỏa mãn $\oplus(\alpha_1, \dots, \alpha_n) \geq max(\alpha_1, \dots, \alpha_n)$với$\forall \alpha_i \neq 1$và $\oplus(\alpha_1, \dots, \alpha_n) = 1$ khi $\exists i$ mà $\alpha_i = 1$ được gọi là *toán tử đơn điệu*. Một toán tử hội mạnh là thích hợp để tích hợp các cơ sở tri thức không mâu thuẫn.

Chúng ta đề xuất một toán tử tích hợp mới như sau.

Định nghĩa 4.3.Một toán tử $\oplus$là một *toán tử tăng trung bình* trên [0, 1] nếu $(\alpha_1, \dots, \alpha_n) \in [0,1]$

$$\oplus(\alpha_1, \dots, \alpha_n) \leq max(\alpha_1, \dots, \alpha_n)$$

Định nghĩa 4.4. Cho $\mathcal{E}$ là một phần của một cơ sở tri thức cổ điển T, $\mathcal{E}$ là tập không nhất quán nhỏ nhất nếu và chỉ nếu nó thỏa mãn hai yêu cầu sau:

- $\mathcal{E} \vdash \perp$, và
- $\forall \varphi \in \mathcal{E}, \mathcal{E} - \{\varphi\} \nvdash \perp$.

Định nghĩa 4.5. Một công thức φ là mâu thuẫn trong một cơ sở tri thức cổ điển T nếu và chỉ nếu nó thuộc về một tập mâu thuẫn nhỏ nhất của T. Tập hợp các công thức mâu thuẫn trong T được ký hiệu là $Conflict(T)$.

Định nghĩa 4.6. Cho $T_1 = \{(\varphi_i, \alpha_i) | i = 1, \dots, n\}$ và $T_2 = \{(\partial_j, \beta_j) | j = 1, \dots, m\}$ là hai cơ sở tri thức khả năng. Cho toán tử hội mạnh $\oplus_{st}$ và toán tử tăng trung bình $\oplus_{ua}$. Kết quả tích hợp của T_1 và T_2 được định nghĩa là $\triangle_{\oplus_{st},\oplus_{ua}}(T_1, T_2) = A \cup B$, sao cho

$$A = \{\varphi, \oplus_{ua}(\alpha, \beta) | \varphi \in (Conflict(T_1 \cup T_2))^*, (\varphi, \alpha) \in T_1 \text{ và } (\varphi, \beta) \in T_2\}$$

$$B = \{\varphi, \oplus_{st}(\alpha, \beta) | \varphi \notin (Conflict(T_1 \cup T_2))^*, (\varphi, \alpha) \in T_1 \text{ và } (\varphi, \beta) \in T_2\}$$

Trong Định nghĩa 5.6, chúng ta sử dụng hai toán tử, một là toán tử liên kết mạnh và toán tử tăng trung bình, để tích hợp các cơ sở tri thức khả năng. Đối với những công thức không mâu thuẫn trong $T_1 \cup T_2$chúng ta chọn toán tử liên kết mạnh, và các công thức mâu thuẫn trong $T_1 \cup T_2$,chúng ta sử dụng toán tử tăng trung bình để tích hợp chúng.

Một điểm quan trọng khác trong Định nghĩa 5.6 là $\Delta_{\oplus_{st},\oplus_{ua}}(T_1, T_2)$ ngoài tích hợp các công thức trong T_1và T_2còn xem xét luôn các công thức có thể được suy ra từ T_1 và T_2. Trong luận án này, chúng ta nghiên cứu tri thức tiềm ẩn, tức là tri thức có thể được suy luận từ các cơ sở tri thức ban đầu của một tác tử nào đó.

Định nghĩa 4.7. Cho T là một cơ sở tri thức không nhất quán. Công thức φ là mâu thuẫn trong T và nó được $Thỗ\ trợ\ yếu$ nếu và chỉ nếu $\exists(\varphi, \alpha) \in T$ mà $\alpha > \beta$ với mọi $(\neg\varphi, \beta) \in T$.

Định nghĩa 4.8 Cho T_1 và T_2 là hai cơ sở tri thức khả năng. Công thức φ là *mâu thuẫn yếu* của T_1 và T_2 nếu và chỉ nếu φđượcT_1và T_2 lần lượt hỗ trợ yếu. Tập hợp các công thức mâu thuẫn yếu trong $T_1 \cup T_2$ được ký hiệu là $Weak(T_1 \cup T_2)$.

Bây giờ chúng ta định nghĩa phương pháp tích hợp dựa trên nhiều toán tử như sau:

Định nghĩa 4.9. Cho $T_1 = \{(\varphi_i, \alpha_i) | i = 1, \dots, n\}$ và $T_2 = \{(\partial_j, \beta_j) | j = 1, \dots, m\}$ là hai cơ sở tri thức khả năng. Cho toán tử liên kết mạnh $\oplus_{st}$ và toán tử tăng trung bình $\oplus_{ua}$. Kết quả tích hợp của T_1 và T_2 được định nghĩa là $\triangle_{\oplus_{st},\oplus_{ua}}(T_1, T_2) = A \cup B$, sao cho

$A = \{(\varphi, \oplus_{ua}(\alpha, \beta)) | \varphi \in (Conflict(T_1 \cup T_2) \backslash Weak(T_1 \cup T_2))^*, (\varphi, \alpha) \in T_1 \text{và } (\varphi, \beta) \in T_2\}$,

$B = \{(\varphi, \oplus_{st}(\alpha, \beta)) | \varphi \notin (Conflict(T_1 \cup T_2))^*\ hay\ \varphi \in (Weak(T_1 \cup T_2))^*, (\varphi, \alpha) \in T_1 \text{và } (\varphi, \beta) \in T_2\}$

Trong $\triangle_{\oplus_{st},\oplus_{ua}}(T_1, T_2)$ mức độ cần thiết của các công thức mâu thuẫn và không được hỗ trợ yếu bởi cả hai nguồn sẽ giảm. Ngược lại, mức độ cần thiết của các công thức không mâu thuẫn hoặc hỗ trợ yếu bằng cả hai nguồn sẽ tăng lên. Rõ ràng nếu $\triangle_{\oplus_{st},\oplus_{ua}}$ là kết hợp, phương pháp tích hợp tri thức có thể dễ dàng tổng quát hóa đến n nguồn.

Ví dụ 4.5. Cho $T_1 = \{(\varphi, 0.5), (\partial, 0.6)\}$ và

$T_2 = \{(\neg\varphi, 0.4), (\varphi, 0.3), (\partial, 0.5), (\xi, 0.5), (\lambda, 0.4)\}$. Giả sử các toán tử tích hợp là $\oplus_{st}(\alpha, \beta) = \alpha + \beta - \alpha\beta$ và $\oplus_{ua}(\alpha, \beta) = (\alpha + \beta)/2$. Vì φ mâu thuẫn yếu trong $T_1 \cup T_2$, bằng Định nghĩa 5.9, kết quả của tích hợp là $\triangle_{\oplus_{st},\oplus_{ua}}(T_1, T_2) = \{(\varphi, 0.65), (\neg\varphi, 0.2), (\partial, 0.8), (\xi, 0.5), (\lambda, 0.4)\}$

Với một hồ sơ tri thức khả năng $\mathcal{E}$ và hai toán tử, một là toán tử hội mạnh và toán tử tăng trung bình, kết quả tích hợp phương pháp của chúng ta là một cơ sở tri thức khả năng $\mathcal{T}_{\mathcal{E},\oplus_{st},\oplus_{ua}}$. Đối với những công thức không mâu thuẫn trong $T_1 \cup T_2$chúng ta chọn toán tử hội mạnh, và với các công thức mâu thuẫn sử dụng trong $T_1 \cup T_2$chúng ta sử dụng toán tử tăng trung bình để tích hợp chúng.

Thuật toán tích hợp tri thức cho các cơ sở tri thức khả năng dựa trên kết hợp nhiều toán tử như sau:

Input Hồ sơ tri thức khả năng $\mathcal{E} = \{T_1, \dots, T_n\}$;

Toán tử hội mạnh$\oplus_{st}$,

Toán tử tăng trung bình $\oplus_{ua}$,

Toán tử tích hợp tri thức $\triangle_{\oplus_{st},\oplus_{ua}}(T_1, \dots, T_n)$;

Output Một cơ sở tri thức khả năng $\mathcal{T}_{\mathcal{E},\oplus_{st},\oplus_{ua}}$

Begin

1. $i = 1$;
2. **while**$i \leq n$**do**
3. $A_{\oplus_{st}} = \{(\varphi, \oplus_{st}(\alpha, \beta)) | \varphi \notin (Conflict(T_i \cup T_{i+1}))^* \ hay\ \varphi \in (Weak(T_i \cup T_{i+1}))^*, (\varphi, \alpha) \in T_i$và $(\varphi, \beta) \in T_{i+1}\}$

   $B_{\oplus_{ua}} = \{(\varphi, \oplus_{ua}(\alpha, \beta)) | \varphi \in (Conflict(T_i \cup T_{i+1}) \backslash Weak(T_i \cup T_{i+1}))^*, (\varphi, \alpha) \in T_i$và $(\varphi, \beta) \in T_{i+1}\}$

   $\triangle_{\oplus_{st},\oplus_{ua}}(T_i, T_{i+1}) = A_{\oplus_{st}} \cup B_{\oplus_{ua}}$;
4. $\mathcal{T}_{\mathcal{E},\oplus_{st},\oplus_{ua}} \leftarrow \triangle_{\oplus_{st},\oplus_{ua}}(T_i, T_{i+1})$;
5. If$Cn(T_i) = \{\varphi_i \in \mathcal{L}: T_i^* \vdash \varphi_i\}hayCn(T_{i+1}) = \{\varphi_{i+1} \in \mathcal{L}: T_{i+1}^* \vdash \varphi_{i+1}\}$ then

   $\mathcal{T}_{\mathcal{E},\oplus_{st},\oplus_{ua}} \leftarrow \mathcal{T}_{\mathcal{E},\oplus_{st},\oplus_{ua}} \cup \{(\varphi, \alpha): \varphi \in \mathcal{E} \backslash (T_i \cup T_{i+1})\} \cup Cn(T_i) \cup Cn(T_{i+1})$
6. Else$\mathcal{T}_{\mathcal{E},\oplus_{st},\oplus_{ua}} \leftarrow \mathcal{T}_{\mathcal{E},\oplus_{st},\oplus_{ua}} \cup \{(\varphi, \alpha): \varphi \in \mathcal{E} \backslash (T_i \cup T_{i+1})\}$;
7. $i = i + 1$;
8. **end-while**
9. **return**$\mathcal{T}_{\mathcal{E},\oplus_{st},\oplus_{ua}}$

End

4.1.2. Các thuộc tính logic

Trong mục này, sẽ kiểm tra một số tính chất logic của kết quả tích hợp theo phương pháp được đề xuất.

Mệnh đề 4.1. Cho $\mathcal{T} = \{T_1, \dots, T_n\}$là một tập hợp của n cơ sở tri thức khả năng nhất quán với nhau, thì kết quả của tích hợp của $\mathcal{T}$ thỏa mãn phương trình (5.1).

Mệnh đề 4.2. Cho $\mathcal{T} = \{T_1, \dots, T_n\}$là một tập của *n* cơ sở tri thức khả năng, nếu $\mathcal{T}_{\oplus}$ là kết quả tích hợp của $\mathcal{T}$ thỏa mãn công thức (4.2) và $(T_1 \otimes T_2 \dots \otimes T_n)$ là kết quả của tích hợp của $\mathcal{T}$ thỏa mãn công thức (4.3), thì$\mathcal{T}_{\oplus} \equiv (T_1 \otimes T_2 \dots \otimes T_n)$ và $(T_1 \otimes T_2 \dots \otimes T_n)^* \subseteq (\mathcal{T}_{\oplus})^*$

Mệnh đề 4.3. Cho $\{T_1, T_2, \dots, T_n\}$là một tập các cơ sở tri thức khả năng. Nếu $\mathcal{T}_{\oplus}$ là kết quả tích hợp thỏa mãn công thức (4.2) và $(T_1 \otimes T_2 \dots \otimes T_n)$ là kết quả tích hợp của $\mathcal{T}$ thỏa mãn công thức (4.3), trong đó $\otimes$ là toán tử đối ngẫu của $\oplus$, thì $\mathcal{T}_{\oplus} \equiv (T_1 \otimes T_2 \dots \otimes T_n)$ và $\mathcal{T}_{\oplus} \subseteq (T_1 \otimes T_2 \dots \otimes T_n)$.

Định đề 4.4. Let $\mathcal{T} = \{T_1, T_2, \dots, T_n\}$ là một tập các cơ sở tri thức khả năng. Nếu $\mathcal{T}_{\oplus}$ là một kết quả tích hợp thỏa mãn công thức (4.1), nó thỏa mãn (IC1), (IC2), (IC4), (IC5), (IC6), (IC7), (IC8) và không thỏa mãn (IC0) và (IC3).

4.2. Tích hợp các cơ sở tri thức trong logic khả năng biểu trưng

Logic khả năng biểu trưng (Symbolic possibilistic logic) trong đó trọng số của các công thức mệnh đề là các ký hiệu được đề xuất và gần đây đã chứng minh rằng LKBT là đúng đắn và đầy đủ. Để áp dụng LKBT trong việc xây dựng các hệ thống thông minh cũng như trong các quá trình ra quyết định, cần phải giải quyết vấn đề tích hợp các cơ sở TTKNBT). Cho đến nay vấn đề này chưa được nghiên cứu.

Ví dụ 4.6. Giả sử rằng các tác tử khác nhau trao đổi tri thức về những người tham gia tiềm năng trong một cuộc họp sắp tới.

- Tác tử $A1$ nói: Albert, Chris sẽ không đến cùng nhau; nếu Albert và David đến, cuộc họp sẽ không yêntĩnh;
- Tác tử $A2$ nói: Nếu cuộc họp bắt đầu muộn, thì sẽ không im lặng; nếu David đến, thì Chris đến.
- Tác tử $A3$ nói: Nếu Albert đến, cuộc họp sẽ bắt đầu muộn; Chris không thể tham dự cuộc họp nếu bắt đầu muộn.

Ở đây, người ta cho rằng tác tửA_1, A_2được biết là đáng tin cậy hơn tác tửA_3, nhưng không biết liệu tác nhânA_1 có đáng tin cậy hơn tác tửA_2 hay không. Giả định này có thể được thể hiện bằng cách gán một ký hiệu cho mỗi tác tử. Giả sử rằng a_1, a_2, a_3 là các trọng số biểu trưng gắn với các tác tử này. Ví dụ: a_1= "Độ tin cậy cao", a_2= "đáng tin cậy", a_3= "tin cậy vừa phải". Chúng ta có thể nói a_1 và $a_2 > a_3$, nhưng a_1 và a_2 không thể so sánh được. Do đó, giá trị biểu trưng chỉ là thứ tự một phần.

Các ký hiệu α, β, γ là các biến mệnh đề tương ứng với Albert, Chris, David đến cuộc họp, κ là một cuộc họp yên tĩnh, λ là cuộc họp được bắt đầu muộn. Với lưu ý rằng hàm ý logic "nếu A thì B" tương đương logic với biểu thức logic $\neg A \vee B$, vì vậy ba cơ sở TTKNBT tương ứng với ba tác nhân nói trên được định nghĩa như sau:

$$A_1\colon\ (\neg(\alpha \wedge \beta), a_1), (\neg(\alpha \wedge \gamma) \vee \neg\kappa, a_1).$$

A_2: $(\neg\lambda \vee \neg\kappa, a_2), (\neg\beta \vee \gamma, a_2)$

A_3: $(\neg\alpha \vee \lambda, a_3), (\neg\lambda \vee \neg\gamma, a_3)$.

4.2.1. Các định đề của tích hợp cơ sở TTKNBT

Giả sử rằng các cơ sở TTKNBT$B_i, i = 1, \dots, n$ là nhất quán. Trong bối cảnh LKBT, các định đề hợp nhất các cơ sở tri thức khả năng chuẩn trong [109] được điều chỉnh phù hợp như trong định nghĩa 4.11 dưới đây.

Định nghĩa 4.11. Các định đề về tích hợp của các cơ sở LKBT như sau:

$\boldsymbol{W_1}$: $\mathcal{C}_{n_\pi}(\mathfrak{B}_\oplus)$nhất quán,ở đây $\mathfrak{B}_\oplus$ là TTKNBTtích hợp từ cơ sở TTKNBT đã cho.

Trong LKBT, mức độ không nhất quán củaco sởtri thức TTKNBTB (ký hiệu là Inc(B)) cũng được định nghĩa bằng công thức:

$$Inc(B) = N_B(\perp) = \max\{\, a: B \vdash (\perp, a)\}$$

ở đây $\perp$ là yếu tố không nhất quán (tautology) của ngôn ngữ $\mathcal{L}$. Nếu $N(\perp) = 0$, cơ sở tri thức B nhất quán, nếu $N(\perp) = \alpha$, cơ sở tri thức B nhất quán với mức độ α và cơ sở tri thức này hoàn toàn không nhất quán nếu $N(\perp) = 1$.

$\boldsymbol{W_2}$**:** Nếu $B_1 \cup B_2 \cup \ldots \cup B_n$ nhất quán thì$\mathcal{C}_{n_\pi}(\mathfrak{B}_\oplus) \equiv \mathcal{C}_{n_\pi}(B_1 \cup B_2 \cup \ldots \cup B_n)$, ở đây $\equiv$ có nghĩa là$\forall(\phi, a) \in \mathcal{C}_{n_\pi}(\mathfrak{B}_\oplus)$ thì $(\phi, a) \in \mathcal{C}_{n_\pi}(B_1 \cup B_2 \cup \ldots \cup B_n)$và ngược lại.

Cho$B_i$là mộtmột cơ sở tri thức TTKNBT, $\mathfrak{B} = \{B_1, B_2, \ldots, B_n\}$ được gọi là đa tập (hay một tập của các tập). Ký hiệu$\sqcup$ là hợp của đa tập.

$\boldsymbol{W_3}$:Giả sử$\mathfrak{B}, \mathfrak{B}'$ là đa tập, nếu$\mathfrak{B} \Leftrightarrow \mathfrak{B}'$thì $\mathcal{C}_{n_\pi}(\mathfrak{B}_\oplus) \equiv \mathcal{C}_{n_\pi}(\mathfrak{B}'_\oplus)$, ở đây $\mathfrak{B} \Leftrightarrow \mathfrak{B}'$có nghĩa là $\forall B_i \in \mathfrak{B}$, $\exists!\, B'_j \in \mathfrak{B}'$vì thế$\mathcal{C}_{n_\pi}(B_i) \equiv \mathcal{C}_{n_\pi}(B'_j)$và ngược lại $\forall B'_j \in \mathfrak{B}', \exists!\, B_i \in \mathfrak{B}: \mathcal{C}_{n_\pi}(B_i) \equiv \mathcal{C}_{n_\pi}(B'_j)$, ở đây$B_i, B'_j$là các TTKNBT.

Cho $\mathcal{A}, B$ là hai TTKNBT; $\mathcal{A}$ được gọi là tập mâu thuẫn của B nếu $\mathcal{A}^* \subset B^*, \mathcal{A}$ là không nhất quán, và với $\forall(\phi, a) \in \mathcal{A}, \mathcal{A} - \{(\phi, a)\}$ nhất quán [109].

Cơ sở tri thức TTKNBTB_1 ưu tiên hơnB_2[109] nếu với tất cả các tập mâu thuẫn$\mathcal{A} \subset B_1 \cup B_2$ thì $Deg_{B_1}(\mathcal{A}) > Deg_{B_2}(\mathcal{A})$ ở đây $Deg_B(\mathcal{A}) = \min\{a: (\phi, a) \in \mathcal{A} \cap B\}, Deg_B(\mathcal{A}) = 1$ nếu $\mathcal{A} \cap B$ là một tập rỗng. Vì thế,$Deg_B(\mathcal{A})$ là một trọng số của công thức có mức chắc chắn thấp nhất của $\mathcal{A}$. Điều đó có thể thấy rằng B_1ưu tiên hơn B_2 nếu với $\forall\mathcal{A}$ trong $B_1 \cup B_2$ công thức có mức chắc chắn của $\mathcal{A}$ là trong B_2.Haicơ sở tri thức TTKNBT B_1, B_2được nói là ưu tiên như nhaunếu với mỗi công thức mâu thuẫn$\mathcal{A}$ của $B_1 \cup B_2$ thì$Deg_{B_1}(\mathcal{A}) = Deg_{B_2}(\mathcal{A})$.

$\boldsymbol{W_4}$: Nếu B_1, B_2 là các cơ sở tri thức khả năng không nhất quán và ưu tiên như nhau thì $\mathcal{C}_{n_\pi}(\mathfrak{B}_\oplus) \nvDash \mathcal{C}_{n_\pi}(B_1)$ và $\mathcal{C}_{n_\pi}(\mathfrak{B}_\oplus) \nvDash \mathcal{C}_{n_\pi}(B_2)$.

Vì mục đích đơn giản, nếu B và B' là các cơ sở tri thứcTTKNBTvà E là một đa tập, thay vì viết$\{E \sqcup \{B\}$và $\{B\} \sqcup \{B'\}$, chúng ta có thể viết đơn giảnlần lượt là E $\sqcup B$và$B \sqcup B'$.

$\boldsymbol{W_5}$: $\mathcal{C}_{n_\pi}(\mathfrak{B}'_\oplus) \sqcup \mathcal{C}_{n_\pi}(\mathfrak{B}''_\oplus) \vDash \mathcal{C}_{n_\pi}(\mathfrak{B}_\oplus)$, ở đây $\mathfrak{B} = \mathfrak{B}' \sqcup \mathfrak{B}''$, $\sqcup$ là hợp của đa tập.

$\boldsymbol{W_6}$:Nếu $\mathcal{C}_{n_\pi}(\mathfrak{B}'_\oplus) \sqcup \mathcal{C}_{n_\pi}(\mathfrak{B}''_\oplus)$ nhất quán thì

$\mathcal{C}_{n_\pi}(\mathfrak{B}_\oplus) \vDash \mathcal{C}_{n_\pi}(\mathfrak{B}'_\oplus) \sqcup \mathcal{C}_\pi(\mathfrak{B}''_\oplus)$.

Ngoài 6 định đề này, còn có hai định đề khác thỏa mãn quy trình tích hợp:

$\boldsymbol{W_{arb}}$:$\forall B', \forall n, \mathcal{C}_{n_\pi}((\mathfrak{B} \sqcup B'^n)_\oplus) \equiv \mathcal{C}_{n_\pi}((\mathfrak{B} \sqcup B')_\oplus)$, ở đây B'^nlà đa tập, $B'^n = \{B', B', \ldots, B'\}$ với kích thước của n.

$\boldsymbol{W_{maj}}$: $\forall B', \exists n, , \mathcal{C}_{n_\pi}((\mathfrak{B} \sqcup B'^n)_\oplus) \vDash \mathcal{C}_{n_\pi}(B')$, ở đây$\mathfrak{B} = \{B_1, B_2, \ldots, B_m\}$, $B_i (i = 1, 2, \ldots, m)$ và B' làcác cơ sở tri thức TTKNBT.

4.2.2. Tích hợp các cơ sở tri thức khả năng biểu trưng

Định nghĩa 4.12. Phân bố không khả năng biểu trưng$\mathcal{T}_B$ được gọi là một PBKKNBTchuẩn nếu tồn tại một biểu diễn ω sao cho $\mathcal{T}_B(\omega) = 0$. Cơ sở tri thức TTKNBTB nhất quán nếu và chỉ nếu không tồn tại ϕ trong $\mathcal{L}$ sao cho $N_B(\phi) \geq a$ và $NB(\neg\phi) \geq b$ ở đây $0 < a\,, b \in \wp$.

Mệnh đề 4.2.

1) Cơ sở tri thức TTKNBT$B = \{(\phi_i, a_i), i = 1, \dots, n\}$ nhất quán nếu và chỉ nếu $B^* = \{\phi_i, i = 1, \dots, n\}$ nhất quán.

2) Nếu $\mathcal{T}_B$ là một PBKKNBT chuẩn, thì B nhất quán, và ngược lại nếu Bnhất quán thì $\mathcal{T}_B$ là một PBKKNBT chuẩn.

Ngược lại, thừa nhận rằng B nhất quán nhưng $\mathcal{T}_B$ không phải là một PBKKNBT chuẩn. Chọn (ϕ, α) vì vậy$\phi \neq \perp$, $\alpha > 0$, $\exists C_1 \subset B^*$ và $C_1 \vdash \phi$. Ký hiệu $C^* = \{\cup_{i=1}^{k} C_i : C_i \vdash \phi, C_i \subset B^*\}$ và $\Omega^* = \{\omega \in \Omega : \exists i$ với $\omega \vdash C_i\}$ thì $\forall\ \omega \in \Omega^*$, chúng ta có $\omega \vdash \phi$ có nghĩa rằng $\omega \in [\phi]$

Theo công thức (2.13) chúng ta có:

$\beta = N_B(\neg\phi) = min_{\omega \in [\phi]} \mathcal{T}_B(\omega) = min_{\omega \in \Omega^*} \mathcal{T}_B(\omega)$.Vì $\mathcal{T}_B$ không là mộtPBKKNBT chuẩn cho nên $\mathcal{T}_B(\omega) > 0$với mỗi$\omega \in \Omega^*$nên$\beta > 0$.

Mặt khác, $N_B(\phi) = min_{\omega \notin [\phi]} \mathcal{T}_B(\omega) = min_{\omega \in \Omega / \Omega^*} \mathcal{T}_B(\omega) = \alpha > 0$. Vì vậy, $N_B(\perp) = min\big(N_B(\phi), N_B(\neg\phi)\big) = min(\alpha, \beta) > 0$, tức là$B$ nhất quán. Điều này mâu thuẫn với giả định rằng Bnhất quán. Cho nên $\mathcal{T}_B$ cần phải là một PBKKNBT chuẩn.

Giả sử rằng $B_1, \dots, B_n$ là n cơ sở tri thức TTKNBT, sao choB_i^* là tập các câu trong B_i, $B_i^* \subset \mathcal{L}$. B_i^* nói chung là khác nhau. Ký hiệu$\mathcal{T}_{B_i}$ $(i = 1, \dots, n)$là một PBKKNBTđặc biệt nhất từcác cơ sở tri thức TTKNBT$B_i, (i = 1, \dots, n)$, vấn đề phát sinh là từ tính đặc biệt nhất của các PBKKNBT$\mathcal{T}_{B_i}$ $(i = 1, \dots, n)$chúng ta cần sinh một PBKKNBT$\mathcal{T}_{B_\oplus}$ của cơ sở tri thức TTKNBT$B_\oplus$tích hợp từcác cơ sở tri thức TTKNBT$B_i, (i = 1, \dots, n)$.

Định nghĩa 4.13. Toán tử tích hợp của nPBKKNBT$\mathcal{T}_{B_i}(i = 1, 2, \dots, n)$ là một ánh xạ:$\oplus : \wp^n \rightarrow \wp$thỏa mãn 2 điều kiện:

- $\oplus\,(1, \dots, 1) = 1$
- Nếu$a_i \geq b_i$với $\forall i = 1, \dots, n$ thì $\oplus\,(a_1, \dots, a_n) \geq\ \oplus\,(b_1, \dots, b_n)$

Điều kiện thứ hai là với mỗi $i = 1, \dots, n$,$a_i, b_i \in \wp$ và$\forall v : H \rightarrow (0,1]$, nếu $v(a_i) \geq v(b_i)$ thì $v\big(\oplus\,(a_1, \dots, a_n)\big) \geq v(\oplus\,(b_1, \dots, b_n))$.

Ví dụ 4.8. Xác định các PBKKNBT đặc trưng nhất của 3 cơ sở tri thức TTKNBT được cho trong Ví dụ 5.6 và của hai cơ sở tri thức TTKNBTtích hợp bằng cách sử dụng các toán tử tích hợp max và min.

Các kết quả được thể hiện trong Bảng 5.1 bên dưới.

$\boldsymbol{\Omega}$	$\mathcal{T}_{A1}$	$\mathcal{T}_{A2}$	$\mathcal{T}_{A3}$	$\mathcal{T}_{max}$	$\mathcal{T}_{min}$
$(\alpha, \beta, \gamma, \kappa, \lambda)$	a1	a2	a3	max(a1,a2)	a3
$(\alpha, \beta, \gamma, \kappa, \neg\lambda)$	a1	a2	0	max(a1,a2)	min(a1,a2)
$(\alpha, \beta, \gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	0	a3	a3	0
$(\alpha, \beta, \gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	0	0	0	0
$(\alpha, \beta, \neg\gamma, \kappa, \lambda)$	0	a2	0	a2	0
$(\alpha, \beta, \neg\gamma, \kappa, \neg\lambda)$	0	a2	0	a2	0
$(\alpha, \beta, \neg\gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	a2	0	a2	0
$(\alpha, \beta, \neg\gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	a2	0	a2	0
$(\alpha, \neg\beta, \gamma, \kappa, \lambda)$	a1	a2	a3	max(a1,a2)	a3
$(\alpha, \neg\beta, \gamma, \kappa, \neg\lambda)$	a1	0	a3	a1	0
$(\alpha, \neg\beta, \gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	0	a3	a3	0

$(\alpha, \neg\beta, \gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	0	a3	a3	0
$(\alpha, \neg\beta, \neg\gamma, \kappa, \lambda)$	0	a2	0	a2	0
$(\alpha, \neg\beta, \neg\gamma, \kappa, \neg\lambda)$	0	0	a3	a3	0
$(\alpha, \neg\beta, \neg\gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	0	0	0	0
$(\alpha, \neg\beta, \neg\gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	0	a3	a3	0
$(\neg\alpha, \beta, \gamma, \kappa, \lambda)$	0	a2	a3	a2	0
$(\neg\alpha, \beta, \gamma, \kappa, \neg\lambda)$	0	0	0	0	0
$(\neg\alpha, \beta, \gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	0	a3	a3	0
$(\neg\alpha, \beta, \gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	0	0	0	0
$(\neg\alpha, \beta, \neg\gamma, \kappa, \lambda)$	0	a2	0	a2	0
$(\neg\alpha, \beta, \neg\gamma, \kappa, \neg\lambda)$	0	a2	0	a2	0
$(\neg\alpha, \beta, \neg\gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	a2	0	a2	0
$(\neg\alpha, \beta, \neg\gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	a2	0	a2	0
$(\neg\alpha, \neg\beta, \gamma, \kappa, \lambda)$	0	a2	a3	a2	0
$(\neg\alpha, \neg\beta, \gamma, \kappa, \neg\lambda)$	0	0	0	0	0
$(\neg\alpha, \neg\beta, \gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	0	a3	a3	0
$(\neg\alpha, \neg\beta, \gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	0	0	0	0
$(\neg\alpha, \neg\beta, \neg\gamma, \kappa, \lambda)$	0	a2	0	a2	0
$(\neg\alpha, \neg\beta, \neg\gamma, \kappa, \neg\lambda)$	0	0	0	0	0
$(\neg\alpha, \neg\beta, \neg\gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	0	0	0	0
$(\neg\alpha, \neg\beta, \neg\gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	0	0	0	0

Bảng 4.1 - Phân bố không khả năng và kết tập các cơ sở TTKNBT

Như đã biết, các phép tính thực hiện theo trọng số của các công thức trong LKBT chỉ là min và max, và sự kết hợp của hai phép tính theo cách này, do đó, việc tích hợp các PBKKNBT cũng chỉ có thể là các toán tử min và max và kết hợp hai toán tử này. Sự kết hợp có thể được chuyển đổi thành các hình thức như trong công thức:

$$min_{i=1,\ r} max_{j=1,\ n} x_{ji} \text{hay} max_{h=1,\ m} min_{k=1,\ s} x_{hk}$$

ở đây x_{ji}, x_{hk} là các biến đơn trên [0, 1].

Từ đó, chúng ta có những nhận xét sau:

Nhận xét 4.1. Dễ dàng nhận thấy rằng $\oplus$ là giao hoán, kết hợp, idempotent ($\oplus(a, a, \ldots, a) = a$) và đơn điệu nhưng không chặt[109]. Và từ Nhận xét 1 chúng ta có:

Mệnh đề 4.6. Giả sử $\oplus$ là toán tử min, max hoặc kết hợp của hai toán tử, thì $\oplus$ thỏa mãn các định đề W_3, W_4, W_5 và W_{arb}.

Nhận xét 4.2. Tồn tại một số tình huống như sau: Các phân bố không khả năng biểu trưng (PBKKNBT), $\mathcal{T}_{B_i}$ $(i = 1,2, \ldots, n)$ là chuẩn nhưng tích hợpcác phân bố không khả năng này có thể không phải là PBKKNBT chuẩn. chẳng hạn, với toán tử $\oplus = max$.

Mệnh đề 4.7.$\oplus = min$ thỏa mãn định đềW_1, W_2.

Mệnh đề 4.8.Tích hợp các PBKKNBT không thỏa mãn W_6 và W_{maj}.

4.3. Tích hợp phân cấp của các cơ sở tri thức khả năng biểu trưng

Giả sử $\mathcal{T}_{B_1}, \mathcal{T}_{B_2}, \dots, \mathcal{T}_{B_n}$ là các PBKKNBT đặc tả nhiều nhất tương ứng với các cơ sở tri thức TTKNBT$B_1, \dots, B_n$. Trong các PBKKNBT này, một số tình huống có một số nhóm các phân bố có cùng đặc điểm, chẳng hạn như thứ tự các biểu diễn (hoặc thế giới có thể) được sắp xếp theo các giá trị của PBKKNBT hoặc độ tin cậy của các cơ sở tri thức trong mỗi nhóm là như nhau. Trong các tình huống như vậy, sẽ hợp lý hơn nếu quy trình tích hợpPBKKNBT được thực hiện như sau: Trước hết, tích hợp các cơ sở tri thức trong mỗi nhóm và tích hợp cơ sở tri thức của mỗi nhóm được coi là cơ sở tri thức đại diện của nhóm. Thủ tục này có thể được thực hiện trong một số thời điểm và cơ sở tri thức được tạo cuối cùng là một tích hợp cơ sở tri thức của quá trình tích hợp. Tích hợp được thực hiện theo cách này được gọi là một tích hợp phân cấp.

Giả sử rằng *n*PBKKNBT$\mathcal{T}_{B_1}, \mathcal{T}_{B_2}, \dots, \mathcal{T}_{B_n}$ được chia thành *m* nhóm
$(\mathcal{T}_{B_{i1_1}}, \mathcal{T}_{B_{i1_2}}, \dots, \mathcal{T}_{B_{i1_{k1}}})$, $(\mathcal{T}_{B_{i2_1}}, \mathcal{T}_{B_{i2_2}}, \dots, \mathcal{T}_{B_{i2_{k2}}})$,…, $(\mathcal{T}_{B_{im_1}}, \mathcal{T}_{B_{im_2}}, \dots, \mathcal{T}_{B_{im_{km}}})$,
vì vậy các PBKKNBT trong mỗi nhóm có các thuộc tính chung. Giả sử rằng một toán tử tích hợp $\oplus_2$ được sử dụng để tích hợp các PBKKNBT trong mỗi nhóm và toán tử tích hợp khác $\oplus_1$ được sử dụng để tích hợp đại diện các PBKKNBT của các nhóm.

Định nghĩa 4.14.Một toán tử tích hợp phân cấp (2 phân cấp) được ký hiệu là $\oplus = \oplus_1 * \oplus_2$ được định nghĩa như sau:

$$\oplus(\mathcal{T}_{B_1}, \mathcal{T}_{B_2}, \dots, \mathcal{T}_{B_n}) = \oplus_1(\oplus_2(\mathcal{T}_{B_{i1_1}}, \mathcal{T}_{B_{i1_2}}, \dots, \mathcal{T}_{B_{i1_{k1}}}), \dots, \oplus_2(\mathcal{T}_{B_{im_1}}, \mathcal{T}_{B_{im_2}}, \dots, \mathcal{T}_{B_{im_{km}}}))$$

trong đó $\oplus_1$, $\oplus_2$ là các toán tử tích hợp của các PBKKNBT ở mức thấp và cao, tương ứng.

Một toán tử tích hợp của n - cấu trúc phân cấp cũng được định nghĩa theo một cách tương tự.

Bảng cũng cho thấy rằng tất cả 4 cơ sở tri thức TTKNBTtích hợp là nhất quán.

Ω	$\mathcal{T}_{A1}$	$\mathcal{T}_{A2}$	$\mathcal{T}_{A3}$	**min-min**	**min-max**	**max-min**	**max-max**
$(\alpha, \beta, \gamma, \kappa, \lambda)$	a1	a2	a3	min(min(a1,a2),a3)	a3	max(min(a1,a2),a3)	max(a1.a2)
$(\alpha, \beta, \gamma, \kappa, \neg\lambda)$	a1	a2	0	0	0	0	max(a1.a2)
$(\alpha, \beta, \gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	0	a3	0	0	a3	a3
$(\alpha, \beta, \gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	0	0	0	0	0	0
$(\alpha, \beta, \neg\gamma, \kappa, \lambda)$	0	a2	0	0	0	0	a2
$(\alpha, \beta, \neg\gamma, \kappa, \neg\lambda)$	0	a2	0	0	0	0	a2
$(\alpha, \beta, \neg\gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	a2	0	0	0	0	a2
$(\alpha, \beta, \neg\gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	a2	0	0	0	0	a2
$(\alpha, \neg\beta, \gamma, \kappa, \lambda)$	a1	a2	a3	min(min(a1,a2),a3)	a3	max(min(a1,a2),a3)	max(a1.a2)
$(\alpha, \neg\beta, \gamma, \kappa, \neg\lambda)$	a1	0	a3	0	a3	a3	a1
$(\alpha, \neg\beta, \gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	0	a3	0	0	a3	a3
$(\alpha, \neg\beta, \gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	0	a3	0	0	a3	a3
$(\alpha, \neg\beta, \neg\gamma, \kappa, \lambda)$	0	a2	0	0	0	0	a2
$(\alpha, \neg\beta, \neg\gamma, \kappa, \neg\lambda)$	0	0	a3	0	0	a3	a3

$(\alpha, \neg\beta, \neg\gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	0	0	0	0	0	0
$(\alpha, \neg\beta, \neg\gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	0	a3	0	0	a3	a3
$(\neg\alpha, \beta, \gamma, \kappa, \lambda)$	0	a2	a3	0	a3	a3	a2
$(\neg\alpha, \beta, \gamma, \kappa, \neg\lambda)$	0	0	0	0	0	0	0
$(\neg\alpha, \beta, \gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	0	a3	0	0	a3	a3
$(\neg\alpha, \beta, \gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	0	0	0	0	0	0
$(\neg\alpha, \beta, \neg\gamma, \kappa, \lambda)$	0	a2	0	0	0	0	a2
$(\neg\alpha, \beta, \neg\gamma, \kappa, \neg\lambda)$	0	a2	0	0	0	0	a2
$(\neg\alpha, \beta, \neg\gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	a2	0	0	0	0	a2
$(\neg\alpha, \beta, \neg\gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	a2	0	0	0	0	a2
$(\neg\alpha, \neg\beta, \gamma, \kappa, \lambda)$	0	a2	a3	0	a3	a3	a2
$(\neg\alpha, \neg\beta, \gamma, \kappa, \neg\lambda)$	0	0	0	0	0	0	0
$(\neg\alpha, \neg\beta, \gamma, \neg\kappa, \lambda)$	0	0	a3	0	0	a3	a3
$(\neg\alpha, \neg\beta, \gamma, \neg\kappa, \neg\lambda)$	0	0	0	0	0	0	0
$(\neg\alpha, \neg\beta, \neg\gamma, \kappa, \lambda)$	0	a2	0	0	0	0	a2

Bảng 4.2 - Tích hợp các phân bố không khả năng bằng các toán tử $min - min$, $min - max$, $max - min$, $max - max$.

Định nghĩa 4.15.Để phù hợp với bối cảnh tích hợp phân cấp của các cơ sở tri thức TTKNBT, các định đề W_4, W_5 được điều chỉnh như sau:

$\mathbf{W_4^*}$. Giả sử rằng $B_1, B_2, \ldots, B_n$ làcác cơ sở tri thức TTKNBTnhất quán, nếu $\{B_1, \ldots, B_k\}_{\oplus_2}$ và $\{B_{k+1}, \ldots, B_n\}_{\oplus_2}$ có cùng mức ưu tiên, thì $\mathcal{C}_{n_p}(\mathfrak{B}_{\oplus}) \nvDash \{B_1, \ldots, B_k\}_{\oplus_2}$ và $\mathcal{C}_{n_p}(\mathfrak{B}_{\oplus}) \nvDash \{B_{k+1}, \ldots, B_n\}_{\oplus_2}$, ở đây $\oplus = \oplus_1.\oplus_2$.

$\mathbf{W_5^*}$.$\mathcal{C}_{n_p}(\mathfrak{B}'_{\oplus}) \sqcup \mathcal{C}_{n_p}(\mathfrak{B}''_{\oplus}) \vDash \mathcal{C}_{n_p}(\mathfrak{B}_{\oplus})$, ở đây $\mathfrak{B} = \mathfrak{B}' \sqcup \mathfrak{B}''$,ký hiệu$\sqcup$ là hợp của đa tập, $\mathfrak{B}'$ và $\mathfrak{B}''$ được chia thành cùng một số nhóm.

Các mệnh đề sau đây cho thấy các thuộc tính của các toán tử tích hợp phân cấp theo quan điểm định đề.

Mệnh đề 4.9. Nếu các toán tử $\oplus_1$, $\oplus_2$ thỏa mãn các định đềW_1, W_2, W_3, W_4, W_5, và W_{arb} thì $\oplus$ cũng lần lượt thỏa mãn các định đềW_1, W_2, W_3, W_4^*, W_5^* và W_{arb}.

Các kết quả chính của luận án

Thứ nhất, luận án đề xuất phương pháp tích hợp các cơ sở tri thức bằng đàm phán, khung làm việc này dựa trên cấu trúc thứ tự ưu tiên, trong đó các tác tử tham gia sẽ đề xuất các tri thức của mình vào tập tri thức chung qua các vòng đàm phán. Phương pháp này gắn liền với các ràng buộc toàn vẹn trong đó một mô hình xây dựng để xây dựng lớp các toán tử tích hợp tri thức, một mô hình tiên đề để đặc tả các kết quả tích hợp và mối quan hệ giữa mô hình tiên đề và mô hình xây dựng được phát biểu thông qua một định lý biểu diễn.

Thứ hai, luận án xây dựng phương pháp tích hợp các cơ sở tri thức trong mô hình logic khả năng bằng tranh luận, trong đó các cơ sở tri thức được sắp xếp theo thứ tự ưu tiên. Trong các hệ thống như vậy, mỗi tác tử có tri thức riêng có thể mâu thuẫn với tri thức của các tác tử khác và tích hợp các cơ sở tri thức theo thứ tự ưu tiên thành một cơ sở tri thức ưu tiên và sau đó suy ra tri thức cuối cùng. Một tập các định đề và các thuộc tính logic cho kết quả tích hợp các cơ sở tri thức cần phải thỏa mãn. Chúng đảm bảo rằng mô hình đưa ra đúng đắn và đầy đủ. Luận án đã chứng minh các định lý và mệnh đề

Thứ ba, luận án đề xuất phương pháp tích hợp các cơ sở tri thức trong mô hình logic khả năng. Trong tiếp cận này, luận án đề xuất một mô hình để tích hợp các cơ sở tri thức ưu tiên trong logic khả năng. Sử dụng hai họ toán tử, toán tử hội mạnh và toán tử tăng trung bình để đạt được kết quả tích hợp tốt nhất. Đồng thời, trong cách tiếp cận này sẽ cho phép tích hợp luôn cả các tri thức tiềm ẩn. Đối với các tri thức không mâu thuẫn chọn toán tử hội mạnh và các công thức mâu thuẫn sử dụng toán tử tăng trung bình để tích hợp chúng. Bằng cách này, phương pháp được đề xuất cho phép giữ những tri thức hữu ích hơn, có thể bị mất trong các phương pháp khác do hiệu ứng bị chìm. Luận án chỉ ra rằng cách tiếp cận của chúng tôi nắm bắt một số thay đổi tối thiểu và có các thuộc tính logic tốt. Bản sao cú pháp của các phương pháp tích hợp ngữ nghĩa cũng được xem xét.Luận án đưa ra thuật toán mô phỏng việc tích hợp các cơ sở tri thức khả năng dựa trên kết hợp nhiều toán tử và đã chứng minh các định đề.

Thứ tư, luận án xây dựng phương pháp tích hợp các cơ sở tri thức trong mô hình logic khả năng biểu trưng, ngôn ngữ logic này hoàn chỉnh để diễn đạt và lập luận cũng như xây dựng các hệ thống thông minh trên các tri thức mang tính biểu trưng. Luận án giới thiệu hai cách tiếp cận, đầu tiên tích hợp tri thức được thực hiện thông qua các phân bố không khả năng đặc trưng theo quan điểm định đề được xác định từ các cơ sở tri thức khả năng biểu trưng. Cách tiếp cận thứ hai là tích hợp phân cấp các cơ sở tri thức khả năng biểu trưng, sau đó tích hợp cơ sở tri thức của mỗi nhóm tạo ra cơ sở tri thức đại diện của chúng. Cuối cùng tích hợp các cơ sở tri thức đại diện này để suy ra tập tri thức kết quả. Trong cả hai tiếp cận này sử dụng các phép tính min và max và sự kết hợp của hai phép tính này được thực hiện trên các trọng số biểu trưng, cùng với đó đề xuất một tập các thuộc tính và các định đề thỏa mãn qui trình tích hợp. Luận án đã chứng minh các định đề thỏa mãn kết quả tích hợp.