ĐẠI HỌC QUỐC GIA HÀ NỘI
TRƯỜNG ĐẠI HỌC CÔNG NGHỆ

NGUYỄN THỊ HỒNG KHÁNH

XỬ LÝ KHÔNG NHẤT QUÁN TRONG TÍCH HỢP TRI THỨC DỰA TRÊN LOGIC

LUẬN ÁN TIẾN SĨ NGÀNH CÔNG NGHỆ THÔNG TIN

Hà Nội - 2019

ĐẠI HỌC QUỐC GIA HÀ NỘI
TRƯỜNG ĐẠI HỌC CÔNG NGHỆ

NGUYỄN THỊ HỒNG KHÁNH

XỬ LÝ KHÔNG NHẤT QUÁN TRONG TÍCH HỢP TRI THỨC DỰA TRÊN LOGIC

Chuyên ngành: Hệ thống thông tin
Mã số: 9480104.01

LUẬN ÁN TIẾN SĨ NGÀNH CÔNG NGHỆ THÔNG TIN

NGƯỜI HƯỚNG DẪN KHOA HỌC:
PGS. TS. Hà Quang Thuỵ
PGS.TSKH. Nguyễn Anh Linh

Hà Nội – 2019

LỜI CAM ĐOAN

Tôi xin cam đoan luận án này là công trình nghiên cứu của riêng tôi. Các kết quả được viết chung với các tác giả khác đều được sự đồng ý của các đồng tác giả trước khi đưa vào luận án. Các kết quả nêu là trung thực và chưa từng được công bố trong các công trình nào khác.

Nghiên cứu sinh
Nguyễn Thị Hồng Khánh

LỜI CẢM ƠN

Luận án được thực hiện tại Bộ môn Các Hệ thống thông tin, Khoa Công nghệ thông tin, Trường Đại học Công nghệ (Đại học quốc gia Hà Nội) dưới sự hướng dẫn khoa học của PGS.TS. Hà Quang Thụy và PGS.TSKH. Nguyễn Anh Linh.

Trước tiên tôi xin gửi lời cảm ơn chân thành và sâu sắc đến PGS. TS. Hà Quang Thuỵ và PGS. TSKH. Nguyễn Anh Linh – hai người thầy đã hướng dẫn, khuyến khích, truyền cảm hứng, chỉ bảo và tạo cho tôi những điều kiện tốt nhất từ khi bắt đầu làm nghiên cứu sinh đến khi hoàn thành luận án này.

Tôi xin bày tỏ lòng biết ơn tới GS.TSKH Nguyễn Ngọc Thành, Đại học công nghệ Wroclaw (Ba Lan), PGS.TS Võ Quốc Bảo, Đại học công nghệ Swinburne (Australia), TS. Trần Thanh Lương, Trường Đại học khoa học (Đại học Huế) đã có hỗ trợ nhiều về chuyên môn cho luận án này.

Tôi xin chân thành cảm ơn tới tập thể các thầy cô giáo, các nhà khoa học thuộc Trường Đại học Công nghệ (đặc biệt là các thành viên của Phòng thí nghiệm Khoa học dữ liệu và Công nghệ tri thức – DSKTlab) đã giúp đỡ về chuyên môn và tạo điều kiện thuận lợi cho tôi trong suốt thời gian học tập và nghiên cứu.

Tôi xin bày tỏ lòng cảm ơn chân thành tới các cộng sự đã cùng tôi thực hiện các công trình nghiên cứu và các bạn đồng nghiệp đã giúp đỡ, trao đổi và chia sẻ những kinh nghiệm về chuyên môn, đóng góp các ý kiến quý báu cho tôi trong quá trình nghiên cứu.

Tôi xin trân trọng cảm ơn các thầy cô trong hội đồng chuyên môn đã đóng góp các ý kiến quý báu để tôi hoàn thiện luận án.

Tôi xin trân trọng cảm ơn Bộ Giáo dục và Đào tạo, Đề án 911 của Bộ GD&ĐT đã hỗ trợ một phần kinh phí cho tôi trong quá trình học tập.

Tôi xin cảm ơn Ban Giám hiệu, Trưởng khoa Công nghệ thông tin và các anh chị em đồng nghiệp trường Đại học Điện lực đã giúp đỡ, chia sẻ trong quá trình công tác, học tập, nghiên cứu và thực hiện luận án của mình.

Tôi luôn biết ơn những người thân trong gia đình, mẹ nội, bố mẹ ngoại, các anh chị em đã luôn chia sẻ khó khăn, động viên và là chỗ dựa tinh thần vững chắc cho tôi trong suốt thời gian qua.

NCS. Nguyễn Thị Hồng Khánh

Mục lục

DANH MỤC TỪ VIẾT TẮT

Ký hiệu	**Tiếng Anh**	**Tiếng Việt**
ABox	Assertion Box	Bộ khẳng định cá thể
GCI	General Concept Inclusion	Bao hàm khái niệm tổng quát
KB	Knowledge Base	Cơ sở tri thức
KNQ	Inconsistent	Không nhất quán
LGMT	Description Logics	Logic mô tả
LTS	Labelled Transition System	Hệ thống chuyển có nhãn
OWL	Ontology Web Language	Ngôn ngữ web ngữ nghĩa
TBox	Terminology Box	Bộ tiên đề thuật ngữ
TTL	Knowledge Integration by Argumentation	Tích hợp tri thức bằng tranh luận
WWW	World Wide Web	Mạng toàn cầu

DANH MỤC CÁC KÝ HIỆU

Ký hiệu	**Diễn giải ý nghĩa**
A, B	Các thuộc tính/tên khái niệm
C, D	Các khái niệm
r, s	Các tên vai trò
R, S	Các vai trò
a, b	Các cá thể
c, d	Các phần tử thuộc miền giá trị
$\mathcal{R}$	Bộ tiên đề vai trò
$\mathcal{T}$	Bộ tiên đề thuật ngữ
$\mathcal{A}$	Bộ khẳng định cá thể
$\top$	Khái niệm đỉnh đại diện toàn bộ đối tượng
$\bot$	Khái niệm đáy không đại diện đối tượng nào
$\sqcap$	Giao của các khái niệm
$\sqcup$	Hợp của các khái niệm
$\neg$	Phủ định của khái niệm
$\forall$	Lượng từ hạn chế với mọi
$\exists$	Lượng từ hạn chế tồn tại
$\mathfrak{s}$	Ngữ nghĩa para-nhất quán
Φ	Tập đặc trưng của logic mô tả
$\mathfrak{S}$	Tập các ngữ nghĩa para-nhất quán
KB	Cơ sở tri thức trong logic mô tả
ALC	Ngôn ngữ logic mô tả cơ bản
I	Vai trò nghịch đảo
$\mathcal{O}$	Định danh
$\mathcal{Q}$	Hạn chế số lượng có định tính
U	Vai trò phổ quát
`Self`	Tính phản xạ cục bộ của vai trò
$\mathcal{I}$	Diễn dịch trong logic mô tả
$\Delta^{\mathcal{I}}$	Miền của diễn dịch $\mathcal{I}$
$.^{\mathcal{I}}$	Ánh xạ của diễn dịch $\mathcal{I}$

$A^{\mathcal{I}}$	Kết quả diễn dịch của tên khái niệm A
$r^{\mathcal{I}}$	Kết quả diễn dịch của tên vai trò r
$a^{\mathcal{I}}$	Kết quả diễn dịch của tên cá thể a

DANH MỤC CÁC BẢNG

DANH MỤC CÁC HÌNH VẼ

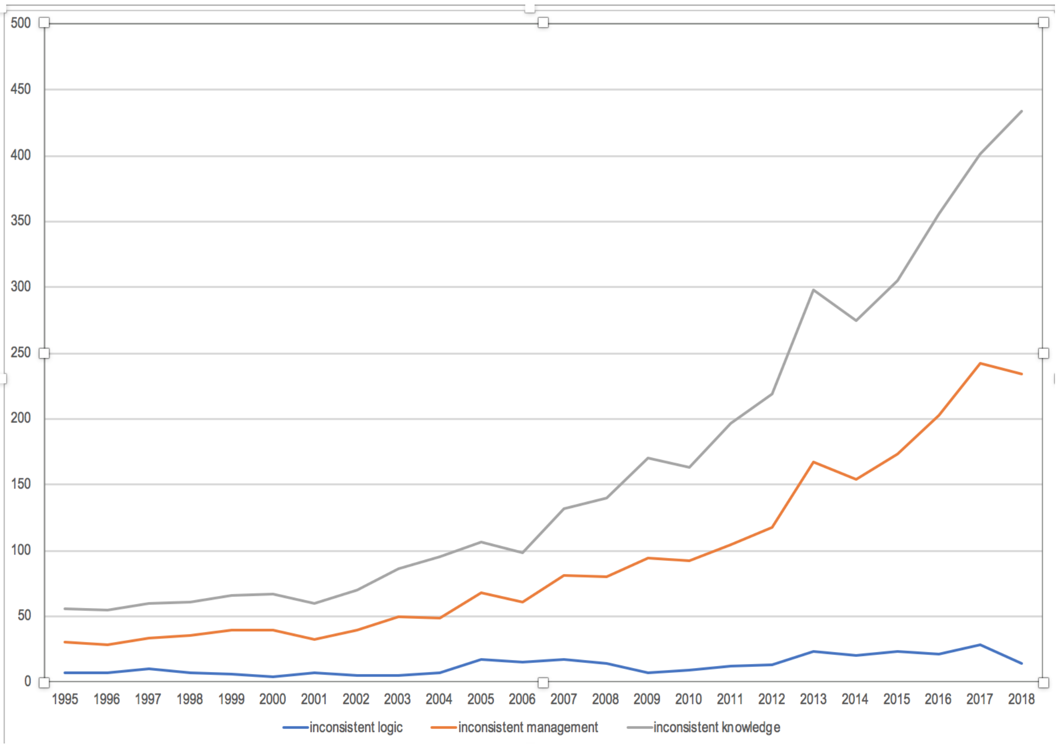
MỞ ĐẦU

Tính cấp thiết của luận án

F. Berto [13] nhận định rằng luật nhất quán (*Law of Non-Contradiction*) của Aristotle cho rằng cùng một thời điểm không đồng thời xảy ra các trạng thái mâu thuẫn nhau trở thành một nguyên lý tối thượng trong lịch sử tư duy phương Tây trong một thời gian dài. Không nhất quán (KNQ) là một hiện tượng tự nhiên của thế giới [25], và tư duy đã thay đổi, KNQ (*inconsistent*) đã được thừa nhận trong triết học và các lĩnh vực khoa học có liên quan đến nhận thức. KNQ là khái niệm chỉ các tình huống khi mà các mệnh đề KNQ nhau (ví dụ, q và $\neg q$) đồng thời cùng xảy ra. Tính đa dạng và phong phú của thế giới khách quan, quá trình hình thành học thuyết về thống nhất và đấu tranh giữa các mặt đối lập là những động lực to lớn cho việc thừa nhận KNQ.

Theo L. Bertossi và cộng sự [14], sự thay đổi tư duy từ không thừa nhận tới thừa nhận KNQ cũng diễn ra trong khoa học tính toán theo một quá trình chuyển hóa thái độ từ chối bỏ tới chính thức hóa và sử dụng KNQ. Quá trình tiến hóa từ logic cổ điển tới các logic mở rộng được coi là một minh chứng cho quá trình chuyển hóa nói trên. Trong khoa học máy tính, KNQ được coi là không thể được chấp nhận trong rất nhiều tình huống (ví dụ, đặc tả một kế hoạch làm việc hoặc tổng hợp cảm biến của người máy, v.v.). Tuy nhiên, KNQ lại cần được hiện diện trong nhiều tình huống khác do tính hữu ích của nó (ví dụ, phiên động não (*brainstorming*) trong nhóm cộng tác nghiên cứu, các luật sư tìm kiếm KNQ từ đối thủ, v.v.). KNQ được xem là hoàn toàn được chấp nhận (thậm chí là được mong muốn) trong nhiều hệ thống với điều kiện là các hệ thống như vậy cần phải sẵn có các cơ chế thích hợp để hành động trên các tình huống KNQ phát sinh [74, 14, 28], hay nói khác đi, hệ thống cần có các thành phần quản lý KNQ. Việc xây dựng các thành phần quản lý KNQ trong các hệ thống máy tính thông minh và mạnh mẽ cần dựa trên một nền tảng toán học mạnh.

Cho dù KNQ là không được mong muốn do vô ích hoặc có hại hay được mong muốn do hữu ích thì việc phát triển khả năng dung thứ (*tolerancy*) KNQ trong các lĩnh vực như khoa học máy tính (trí tuệ nhân tạo, cơ sở dữ liệu và cơ sở tri thức, khai phá dữ liệu, phân tích khái niệm, kỹ nghệ phần mềm), kỹ nghệ (xử lý tín hiệu, phân tích nơ-ron, điều khiển thông minh, người máy, điều khiển giao vận trong các thành phố lớn), kinh tế (lý thuyết quyết định, lý thuyết trò chơi, tài chính), ngôn ngữ (ngữ nghĩa hình thức, tính toán ngôn ngữ) là hết sức cần thiết [14, 85, 63, 21]. Chính vì lý do đó, quản lý KNQ là một chủ đề nghiên cứu, ứng dụng cuốn hút một cộng đồng nghiên cứu rộng rãi trên thế giới. Hình 1 trình diễn một mô tả thống kê số lượng công trình nghiên cứu được công bố trên ScienceDirect trong giai đoạn 2008-2018 có chứa một trong các cụm từ *"inconsistency logic"*, *"inconsistency knowledge"*, *"inconsistency management"* trong tiêu đề, trong tóm tắt hoặc trong danh sách từ khóa.



Hình 1: Phân bố công bố khoa học về KNQ trên ScienceDirect giai đoạn 1995 - 2018

Do tính cấu trúc cao dựa trên hệ thống các định nghĩa và quy tắc lập luận toán học chặt chẽ, logic toán học trở thành một nền tảng hữu hiệu xây dựng các thành phần quản lý KNQ trong các hệ thống. Logic toán học rất hữu dụng không chỉ ở phương diện thuận tiện định nghĩa các yếu tố KNQ cần quan tâm, mà còn cho phép kiểm chứng được các tính chất cốt lõi cần có đối với các hệ thống quản lý KNQ. Điều này là rất quan trọng trong quản lý KNQ nhằm đảm bảo tính hoạt động bền vững, tin cậy của các hệ thống có yếu tố trí tuệ nhân tạo. Tính chất Hennessy–Milner [46] về cơ chế kiểm tra hành vi trong một hệ thống (chương trình, tác tử) thông qua truyền thông (mô phỏng hai chiều *(bisimulation)* [82, 81, 86]) có ý nghĩa đặc biệt quan trọng. Mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều (*bisimilary*) cung cấp phương tiện đặc tả và cơ chế kiểm tra tính không phân biệt được của các đối tượng.

Logic para-nhất quán (*Paraconsistent Logic*) cung cấp một cơ sở lý thuyết tốt dung thứ KNQ. Là hai tác giả khởi xướng logic para-nhất quán, S. Jaskowski (Ba Lan) và N. C. A. da Costa (Brasil) đại diện cho hai nhóm nghiên cứu tiêu biểu theo tiếp cận para-nhất quán. Một chủ đề trọng tâm nhất là logic para-nhất quán dựa trên ngữ nghĩa logic ba giá trị và bốn giá trị [25, 9], trong đó, ngữ nghĩa bốn giá trị của N. D. Belnap [9] có tính phổ biến. Nhiều tuyển tập [15, 22, 13], nhiều đề xuất mới phát triển logic para-nhất quán (chẳng hạn, [41, 4]) đã được công bố. Qua phân tích logic bằng chứng cơ sở (Basic Logic of Evidence: BLE), M. Fitting [41] đề nghị một logic para-nhất quán mở rộng theo tiếp cận làm yếu độ chân lý của bằng chứng (cá thể). Dựa trên tiếp cận cấu trúc khoa học (*structuralist approach to science*), H. Andreas [4] cải tiến khung logic para-nhất quán cấu trúc bộ phận (*partial structures*) và sự thật bộ phận (*partial truth*) để xây dựng một khung logic para-nhất quán có thể giải thích được sự tồn tại một số lý thuyết khoa học không nhất quán, nhưng không tầm thường nhưng rất có ý nghĩa.

Logic mô tả (LGMT) chứng tỏ được nhiều lợi thế đối với việc biểu diễn và lập luận trong quản lý KNQ, đặc biệt trong kiểm chứng các tính chất cốt lõi của mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều. Vì vậy, quản lý KNQ theo tiếp cận LGMT là chủ đề nghiên cứu của một số luận án Tiến sỹ trên thế giới trong thời gian gần đây, chẳng hạn như D. F. Savo, 2013 [83], Z. Bouraoui, 2015 [19], L. K. Spendier, 2015 [84], A. R. Divroodi, 2015 [30], A. R. B. Jayakumar, 2017 [49] và D. Ratcliffe, 2018 [78].

Nghiên cứu của D. F. Savo và Z. Bouraoui được định hướng tới các LGMT *DL-Lite* cho các thành phần quản lý KNQ, trong đó D. F. Savo đề xuất một LGMT $DL\text{-}Lite_{A,id,den}$ được thiết kế đặc biệt cho các lĩnh vực phức tạp còn Z. Bouraoui đề nghị một phương pháp quản lý KNQ sử dụng khung lý thuyết khả năng để mở rộng một phần cú pháp và ngữ nghĩa ngôn ngữ LGMT *DL-Lite*. L. K. Spendier và A. R. B. Jayakumar nghiên cứu các logic para-nhất quán trong dung thứ KNQ, trong đó, L. K. Spendier đề xuất một quy trình tính toán và ngữ nghĩa cho một lớp lớn các logic para-nhất quán theo ba bước, còn A. R. B. Jayakumar sử dụng mô hình quan hệ para-nhất quán bốn giá trị để xử lý KNQ trong cơ sở dữ liệu. D. Ratcliffe [78] định hướng vào bài toán quy nạp khái niệm trong cơ sở tri thức OWL.

Tham gia dòng nghiên cứu trên đây, L.A.Nguyen và A. R. Divroodi khởi nguồn hướng nghiên cứu về mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều và học khái niệm trong LGMT [33, 68, 70, 43, 34, 56, 32, 67]. Kết quả nghiên cứu trên đây của nhóm chỉ ra rằng (i) Mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều trong LGMT đảm bảo tính chất Hennessy-Milner và một số tính chất cốt lõi khác được chứng minh là có ý nghĩa quan trọng cả về khía cạnh tin cậy của các hệ thống thông tin ứng dụng lẫn về phương diện học khái niệm trong LGMT; (ii) Tương tự hai chiều trong LGMT cho khả năng hợp nhất các cá thể; (iii) Các đối tượng trong LGMT không chỉ được mô tả bằng các tính chất mà còn được mô tả bằng các quan hệ giữa chúng. Luận án của A. R. Divroodi [30] cung cấp một nghiên cứu toàn diện về mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều và học khái niệm trong LGMT. A. R. Divroodi đã chỉ ra kết quả nghiên cứu lý thuyết công phu, không chỉ về các điều kiện mô phỏng hai chiều, các kết quả bảo toàn đối với các thành phần trong cơ sở tri thức của một lớp LGMT đủ rộng (ALC_{reg}), mà còn về khía cạnh phân tách tính biểu cảm của LGMT và khả năng học khái niệm trong lớp các LGMT ALC_{reg}. Luận án của T.T. Luong [56] tập trung vào học khái niệm trong LGMT, khảo sát sâu hai trường hợp học khái niệm cho hệ thống thông tin theo tiếp cận lý thuyết tập thô và cho cơ sở tri thức.

Logic khả năng (*Possibilistic Logic*) được mở rộng từ logic mệnh đề khi gắn kết một độ chắc chắn tới từng công thức mệnh đề cũng cung cấp một nền tảng logic tốt cho quản lý KNQ. Khung tranh luận và đàm phán do P.M. Dung [36] có tính hữu dụng cao, có tính phổ biến trong dòng nghiên cứu sử dụng logic khả năng quản lý KNQ. Một số công trình nghiên cứu dựa trên khung tranh luận và đàm phán trên đây đã được công bố, chẳng hạn, T. H. Tran và cộng sự [88] đề xuất một giải pháp tích hợp tri thức bằng đàm phán khắc phục được được hiệu ứng bị chìm trong tranh luận và đàm phán, tuy nhiên, giải pháp này vẫn còn bị phụ thuộc vào cú pháp logic nền.

Tham gia dòng nghiên cứu về quản lý KNQ trên thế giới, luận án này tập trung vào việc trả lời hai câu hỏi nghiên cứu sau đây:

- Thứ nhất, những LGMT mở rộng nào vẫn đảm bảo được việc quản lý KNQ dựa trên mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều?
- Thứ nhất, đối với hai LGMT mở rộng (LGMT para-nhất quán, LGMT mờ), xây dựng mô phỏng hai chiều (tương đương hành vi) và tương tự hai chiều (không phân biệt giữa các đối tượng) ra sao? Phát biểu tính chất Hennessy–Milner, tính bảo toàn và chứng minh các tính chất này như thế nào?
- Thứ hai, các giải pháp quản lý KNQ nào nên được tiếp tục phát triển đối với logic khả năng?

Mục tiêu, đối tượng, phạm vi và phương pháp nghiên cứu của luận án

Mục tiêu của luận án này nhằm trả lời cho hai câu hỏi nghiên cứu trên đây. Cụ thể hơn, luận án hướng tới các mục tiêu nghiên cứu sau đây:

- Xây dựng định nghĩa mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều trong LGMT mờ theo ngữ nghĩa Gódel phát biểu và chứng minh tính chất Hennessy–Milner và tính bảo toàn của mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều đã được xây dựng.
- Đề xuất một số giải pháp quản lý KNQ trong tích hợp tri thức dựa trên logic khả năng theo khung tranh luận và đàm phán của P. M. Dung.

Nghiên cứu của luận án được giới hạn trong phạm vi: (i) định nghĩa mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều trong các lớp LGMT mở rộng (LGMT para-nhất quán bốn giá trị, LGMT mờ theo ngữ nghĩa Gódel); (ii) định nghĩa và kiểm chứng tính chất Hennessy–Milner và các tính chất liên quan trong các LGMT mở rộng; (iii) đề nghị giải pháp xử lý KNQ với logic khả năng theo khung tranh luận và đàm phán.

Phương pháp nghiên cứu của luận án là khảo sát tài liệu, nghiên cứu định tính lựa chọn một số dạng thức LGMT mở rộng, phát biểu mô phỏng hai chiều (tương tự hai chiều) trong các LGMT mở rộng, định nghĩa và chứng minh tính chất Hennessy–Milner và một số tính chất cốt lõi khác, đề xuất giải pháp xử lý KNQ đối với LGMT mở rộng và logic khả năng. Đồng thời, luận án cũng tiến hành các nghiên cứu thực nghiệm để đánh giá kiểm chứng một số ứng dụng các mô hình và giải pháp đề xuất.

Đóng góp của luận án

Luận án tham gia vào dòng nghiên cứu trên thế giới về xử lý KNQ dựa trên LGMT và logic khả năng theo cả hai tiếp cận dung thứ và loại bỏ KNQ. Luận án có các đóng góp chính sau đây:

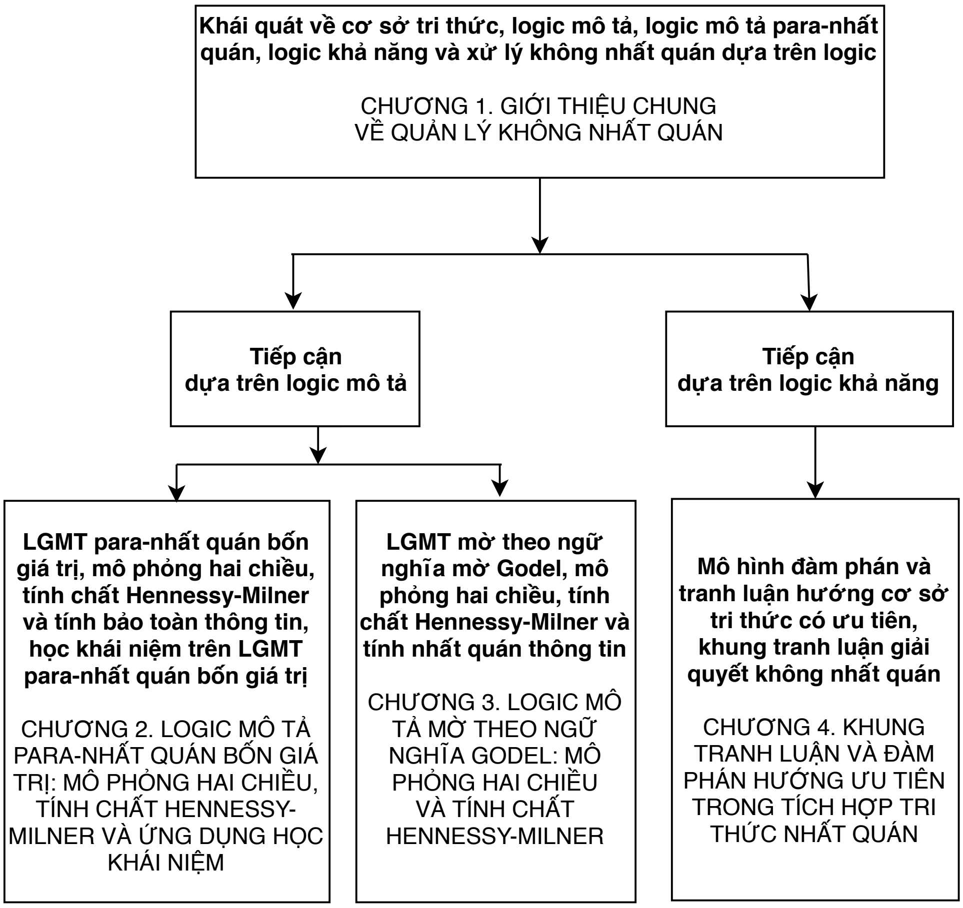
- Định nghĩa mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều đối với LGMT para-nhất quán trên nền LGMT $\mathcal{ALC}_\Phi$ (một kiểu LGMT ALC_{reg} với các đặc trưng bổ sung là I: vai trò nghịch đảo, O: định danh, Q: hạn chế số lượng, U: vai trò toàn cục, `Self`: phản xạ); phát biểu và chứng minh tính chất Hennessy-Milner và tính bảo toàn của mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều được định nghĩa; phát biểu bài toán học khái niệm trong LGMT para-nhất quán bốn giá trị, đề nghị một thuật toán giải xấp xỉ bài toán học khái niệm trong LGMT para-nhất quán bốn giá trị và thực nghiệm. Một phần các đóng góp này được công bố trong[NTHKhanh1], [NTHKhanh2], [NTHKhanh3] và [NTHKhanh6].

- Định nghĩa mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều đối với LGMT mờ theo ngữ nghĩa Gódel trên nền LGMT $\mathcal{ALC}_\Phi$; phát biểu và chứng minh tính chất Hennessy-Milner và tính bảo toàn của mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều được định nghĩa. Đóng góp này được công bố trong [NTHKhanh2].

- Đề nghị một khung tích hợp các cơ sở tri thức khả năng dựa trên việc sử dụng độ KNQ như một thước đo cùng với thao tác cắt tỉa để xây dựng khung tranh luận cho tích hợp tri thức. Đề nghị một tập các định đề cần thiết, khảo sát và đánh giá các thuộc tính logic liên quan đối với khung tranh luận cho tích hợp tri thức. Các kết quả nghiên cứu này được công bố trong [NTHKhanh4], [NTHKhanh5], [NTHKhanh7].

Bố cục của luận án gồm phần mở đầu và bốn chương nội dung, phần kết luận và danh mục các tài liệu tham khảo. Hình 2 cung cấp một khung nhìn sơ bộ về phân bố các chủ đề trong bốn chương nội dung của luận án.

Chương 1 của luận án cung cấp một nghiên cứu khái quát tính KNQ, quản lý KNQ, hệ thống hóa các logic được quan tâm và tiếp cận của luận án. Mục đầu tiên giới thiệu sơ bộ về một số khái niệm cơ bản (dữ liệu, thông tin, tri thức, cơ sở tri thức, KNQ, tích hợp tri thức). Ba mục tiếp theo giới thiệu về ba họ logic được luận án quan tâm là LGMT, logic para-nhất quán và logic khả năng. Mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều và tính chất Hennessy-Milner được giới thiệu ở mục thứ năm. Mục cuối giới thiệu khái quát các nghiên cứu về quản lý KNQ và tiếp cận của luận án.



Hình 2: Phân bố các chủ đề trong các chương của luận án

Chương 2 và Chương 3 tập trung nghiên cứu chuyên sâu đối với hai dạng LGMT mở rộng (LGMT para-nhất quán, LGMT mờ), trọng tâm là mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều, tính chất Hennessy-Milner và tính bảo toàn của mô phỏng hai chiều. Chương 2 giới thiệu *LGMT para-nhất quán bốn giá trị, định nghĩa mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều đối với LGMT para-nhất quán bốn giá trị, phát biểu và chứng minh tính chất Hennessy-Milner và tính bảo toàn thông tin của mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều*. Hơn nữa, Chương 2 cũng *phát biểu bài toán học khái* *niệm trong logic para-nhất quán bốn giá trị và triển khai các thực nghiệm liên quan.* Tương tự, Chương 3 *tập trung giới thiệu LGMT mờ theo ngữ nghĩa mờ Gódel, định nghĩa mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều đối với LGMT mờ, phát biểu và chứng minh tính chất Hennessy-Milner và tính nhất quán của mô phỏng hai chiều mờ và tương tự hai chiều mờ.*

Chương 4 *đề nghị hai mô hình đàm phán và tranh luận trong tích hợp tri thức dựa theo tính toán các tuỳ chọn được ưu tiên đối với cơ sở tri thức và một khung tranh luận để giải quyết KNQ trong cơ sở tri thức, đồng thời, xây dựng được ví dụ mẫu cho khung tranh luận và đàm phán với cơ sở tri thức KNQ.*

Cuối cùng, phần Kết luận tổng hợp các kết quả nghiên cứu chính của luận án, nhận định về các hạn chế nghiên cứu chính của luận án và đưa ra một số định hướng nghiên cứu khắc phục các hạn chế được nhận diện.

Chương 1

GIỚI THIỆU CHUNG VỀ QUẢN LÝ KHÔNG NHẤT QUÁN

Chương này trình bày về những khái niệm cơ bản nhất làm nền tảng cho việc trình bày nội dung của các chương tiếp theo. Mục đầu tiên giới thiệu sơ bộ về dữ liệu, thông tin, tri thức, cơ sở tri thức, không nhất quán và tích hợp tri thức. Ba mục tiếp theo giới thiệu về ba họ logic được luận án quan tâm là LGMT, logic para-nhất quán và logic khả năng. Mục tiếp theo trình bày về mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều và tính chất Hennessy-Milner. Mục cuối cùng khái quát các nghiên cứu về quản lý KNQ và hướng tiếp cận của luận án.

1.1. Một số khái niệm cơ bản

1.1.1. Dữ liệu, thông tin và tri thức

Theo một cách hiểu thông dụng, tri thức là những hiểu biết qua lý thuyết hay thực tế về một chủ đề hay lĩnh vực. Với miền ứng dụng khác nhau, tồn tại các khái niệm tri thức có nội dung rất đa dạng. Qua khảo sát bốn mươi bảy công trình nghiên cứu liên quan, C. Zins [97] giới thiệu trên 130 định nghĩa về dữ liệu, thông tin, tri thức, trong đó có khoảng 50 định nghĩa về tri thức. Điều đó cho thấy tính chất đa dạng trong quan niệm về dữ liệu, thông tin và tri thức.

Trong lĩnh vực hệ thống thông tin, R. M. Stair và G. Reynolds [77] quan niệm:

- Dữ liệu là các dữ kiện (*facts*) thô được thu thập lại để được xử lý và sử dụng khi cần thiết,
- Thông tin là tập dữ liệu được tổ chức và xử lý có mục đích sao cho có thêm giá trị ngoài tập giá trị của các sự kiện (dữ liệu) riêng lẻ,
- Tri thức là tập nhận thức và hiểu biết về các mối quan hệ tồn tại trong một tập dữ liệu và thông tin cùng với cách thức làm cho tập dữ liệu và thông tin đó trở nên hữu ích.

Trong phạm vi nghiên cứu về logic toán học, tri thức được coi là một kiểu khái niệm cốt lõi và được giới thiệu cụ thể hoặc ngầm định trong các định nghĩa liên quan.

1.1.2. Cơ sở tri thức

Nói một cách sơ bộ, cơ sở tri thức là một tập gồm dữ liệu, thông tin và tri thức về một miền nghiên cứu - ứng dụng đang được quan tâm. Theo một cách hiểu thông dụng, *cơ sở tri thức là một tập các tri thức có liên quan đến vấn đề được hệ thống thông tin quan tâm giải quyết*. Trong mỗi một nghiên cứu cụ thể về cơ sở tri thức, các nhà khoa học thường đưa ra định nghĩa tương ứng về cơ sở tri thức hoặc tham chiếu tới một định nghĩa cơ sở tri thức được sử dụng trong nghiên cứu của mình.

Nghiên cứu về cách thức biểu diễn tri thức và suy luận được hình thành từ thập niên 1960. Những công trình nghiên cứu đầu tiên trong lĩnh vực này dựa trên hướng tiếp cận phi logic. Tri thức được biểu diễn bằng những cấu trúc dữ liệu đặc biệt và suy luận được thực hiện thông qua các thủ tục thao tác trên các cấu trúc dữ liệu đó. Trong các công trình nghiên cứu liên quan thuộc giai đoạn 1961-1967, M. R. Quillian sử dụng mạng ngữ nghĩa để biểu diễn và suy luận tri thức thông qua mô hình mạng cấu trúc (*Hierarchical Network Model*) [76]. Sau đó, đến năm 1974, M. Minsky [64] giới thiệu hệ thống khung các khái niệm với các giao thức quan hệ và khả năng biểu diễn các mối quan hệ giữa các khung.

Hướng tiếp cận phi logic không trang bị được ngữ nghĩa biểu diễn tri thức và suy luận đủ tốt, đặc biệt khi xây dựng các hệ thống lập luận tri thức. Để khắc phục hạn chế này, dòng nghiên cứu biểu diễn tri thức và suy luận theo hướng tiếp cận dựa trên logic được hình thành và phát triển nhanh chóng. Theo hướng tiếp cận này, ngôn ngữ biểu diễn tri thức thường là một biến thể của logic vị từ bậc nhất và việc tính toán, suy luận được thi hành thông qua các hệ quả logic.

1.1.3. Không nhất quán

Không nhất quán là một hiện tượng tự nhiên trong thế giới thực. KNQ cũng xuất hiện như là một kết quả của việc tích hợp cơ sở tri thức, trong đó, các cơ sở tri thức nguồn là nhất quán, tuy nhiên, tập tri thức tổng hợp từ toàn bộ các cơ sở tri thức nguồn lại KNQ. Tồn tại nhiều định nghĩa về KNQ, chẳng hạn, trong truy vấn cơ sở dữ liệu, *KNQ là hiện tượng xuất hiện hai kết quả khác nhau cùng được tìm thấy cho một truy vấn* [62]. Theo một cách hiểu thông dụng, *KNQ là hiện tượng khi một khẳng định và phủ định của chính nó cùng xuất hiện.* Trong bài toán phân lớp nhị phân, hiện tượng hai cá thể có cùng một biểu diễn dữ liệu nhưng một cá thể thuộc về lớp dương và cá thể còn lại thuộc về lớp âm có thể coi là một ví dụ đơn giản về KNQ.

Định nghĩa 1.1 *(Cơ sở tri thức KNQ [29, 42])*
*Một cơ sở tri thức KB được gọi là **không nhất quán** nếu tồn tại một tri thức A sao cho: $KB \models A$ và $KB \models \neg A$. Ở đây, "$\models$" là ký hiệu chỉ "suy ra", "$\neg A$" là ký hiệu chỉ "phủ định của A".*

Định nghĩa 1.2 *(Hệ thống không nhất quán [25, 26])*
• *Một hệ thống hình thức (hệ thống suy diễn, lý thuyết suy diễn) S được gọi là không nhất quán nếu tồn tại một công thức q của S sao cho q và phủ định của nó ($\neg q$), đều là định lý của hệ thống này. Trong trường hợp ngược lại, S được gọi là nhất quán. Một hệ thống suy diễn S được gọi là tầm thường (trivial) nếu mọi công thức của nó là định lý. Nếu có ít nhất một công thức không chứng minh được trong S thì nó được gọi là không tầm thường (non-trivial) [25].*
• *Giả sử mọi logic được xem xét đều chứa phép phủ định và L là một logic. Cho T là một lý thuyết suy diễn dựa trên logic L, nếu tồn tại hai công*

thức p và q (là $\neg p$) thuộc vào ngôn ngữ của T và cùng là hai định lý của T thì T được gọi là không nhất quán, ngược lại, T được gọi là nhất quán. Nếu mọi công thức của ngôn ngữ của T đều là định lý của T thì T được gọi là tầm thường, ngược lại, T được gọi là không tầm thường [26].

1.2. Tích hợp tri thức

1.2.1. Giới thiệu

Tích hợp tri thức là một chủ đề nghiên cứu quan trọng với nhiều ứng dụng trong một phạm vi rộng lớn như các hệ thống thông tin cộng tác, cơ sở dữ liệu phân tán, các hệ thống đa tác tử và các hệ thống chuyên gia phân tán. Tích hợp tri thức đã khắc phục một trong những thách thức cơ bản đối với trí tuệ nhân tạo là việc phát triển các phương pháp để cho phép các hệ thống tự trị và thông minh cộng tác với nhau [27, 7, 73, 54].

Tồn tại một số quan niệm khác nhau về tích hợp tri thức, các khái niệm này thường là tương tự nhau hoặc có liên quan chặt chẽ với một số khái niệm khác. Một cách khái quát, tích hợp tri thức trên các cấu trúc logic được phát biểu như sau [59]:
Cho một tập các cơ sở tri thức, mỗi cơ sở tri thức được biểu diễn bằng một tập các biểu thức logic. Hãy xác định một cơ sở tri thức chung là đại diện tốt nhất cho tập các cơ sở tri thức đã cho. Tích hợp tri thức còn được hiểu là bao gồm việc tạo ra tri thức mới từ một tập các phần tri thức khác nhau trong đó có thể có sự KNQ [27].

Tích hợp tri thức là một nhiệm vụ khó khăn do (i) khó xác định được sự KNQ trong tập tri thức, và (ii) sau khi đã xác định sự KNQ thì việc giải quyết sự KNQ này là một vấn đề phức tạp. Do sự cần thiết của tích hợp tri thức (nếu không có khả năng tích hợp tri thức thì sự hợp tác giữa các hệ thống là không thể [37]) cho nên nhiều phương pháp tích hợp tri thức đã được đề xuất. Tồn tại hai nhóm phương pháp tích hợp tri thức là là tập trung (nhóm chủ yếu) và phân tán.

Nhóm phương pháp tập trung coi tích hợp tri thức như một quá trình phân xử. Một số phương pháp điển hình trong nhóm này sử dụng các toán tử trọng tài của P. Z. Revesz [79], sử dụng các cơ sở tri thức có trọng số của J. Lin [55], sử dụng các ràng buộc toàn vẹn của Konieczny [52], dựa trên logic khả năng của S. Benferhat và cộng sự [11], sử dụng các cơ sở tri thức được phân lớp của G. Qi và cộng sự [75] và dựa trên tập câu Horn của A. Harte và cộng sự [45]. Các giải pháp được đề xuất đáp ứng được một số tính chất hợp lý cho tích hợp tri thức. Tuy nhiên, các phương pháp này đòi hỏi hoạt động xử lý "độc lập và công tâm" của một bên trung gian mà không xét đến vai trò của các bên tham gia. Hơn nữa, toàn bộ các cơ sở tri thức được giả thiết là đã được các bên cung cấp đầy đủ từ trước. Những đòi hỏi này đôi khi quá khó đáp ứng được trong thực tế và chúng chỉ phù hợp với một số lớp ứng dụng cụ thể. Đặc biệt, chúng không thể áp dụng cho hầu hết các hệ thống đa tác tử.

Tiếp cận phân tán có quan niệm tự nhiên hơn, xem tích hợp tri thức như là một trò chơi với các bên tham gia là có tính vụ lợi và có thể hành động một cách có chiến lược theo một số giao thức được quy định trước để đạt được sự đồng thuận với nhau [17, 18, 96, 50, 88]. R. Booth [17, 18] giới thiệu tích hợp tri thức như một quá trình hai giai đoạn dựa trên đồng dạng Levy trong duyệt tri thức [50] và sau đó đã được phát triển tiếp nhờ một họ các toán tử tích hợp theo cách này [88]. D. Zhang [96] đề xuất một tiếp cận khác, trong đó, một mô hình đàm phán được xây dựng cho một tập các yêu cầu (được biểu diễn bởi các công thức logic) của các bên tham gia. Tiếp cận này có nhược điểm: (i) phụ thuộc vào cú pháp (ii) bị ảnh hưởng bởi *hiệu ứng bị chìm*[1]. T. H. Tran và cộng sự [88] đề xuất một giải pháp tích hợp tri thức bằng đàm phán khác khắc phục được hiệu ứng bị chìm, tuy nhiên, nó vẫn còn bị phụ thuộc vào cú pháp.

1.2.2. Các toán tử tích hợp tri thức

Một chiến lược quan trọng để xác định các toán tử tích hợp tri thức là dựa trên các hàm khoảng cách giữa các thế giới có thể. Mỗi toán tử tích hợp được xác định bởi một hàm khoảng cách và một hàm kết tập. Ý tưởng của phương pháp là xây dựng một quan hệ thứ tự toàn phần của các thế giới có thể là các mô hình của tập tri thức cần được tích hợp. Luận

[1]Hiệu ứng bị chìm (*drowning effect*) trong tích hợp tri thức xảy ra khi một số thông tin không xuất hiện trong các mâu thuẫn nhưng vẫn bị loại bỏ do chúng có độ ưu tiên nhỏ hơn các thông tin mâu thuẫn

án xem xét một ngôn ngữ mệnh đề $\mathscr{L}$ được xác định từ một tập hữu hạn các biến mệnh, $\mathscr{W}$ dùng để ký hiệu tập các thế giới có thể. Một cách hình thức, các hàm khoảng cách và các hàm kết tập được xác định như sau:

Định nghĩa 1.3 *[51]*
Một hàm bán khoảng cách $d : \mathscr{W} \times \mathscr{W} \to \mathbb{R}^*$ với $\omega_1, \omega_2, \omega_3 \in \mathscr{W}$ thỏa:

- $d(\omega_1, \omega_2) = d(\omega_2, \omega_1)$,

- $d(\omega_1, \omega_2) = 0$ *khi và chỉ khi* $\omega_1 = \omega_2$.

Một hàm khoảng cách là một hàm bán khoảng cách thỏa $d(\omega_1, \omega_2) + d(\omega_2, \omega_3) \geq d(\omega_1, \omega_3)$ *(bất đẳng thức tam giác).*

Tính chất bất đẳng thức tam giác là mạnh và được bỏ qua trong hầu hết các nghiên cứu về tích hợp tri thức. Vì vậy, luận án cũng sử dụng hàm bán khoảng cách trong tích hợp tri thức.

Định nghĩa 1.4 *Một hàm kết tập là một hàm:* $f : 2^{\mathbb{R}^*} \to \mathbb{R}^*$ *sao cho với* $x_1, \ldots, x_n, x, y \in \mathbb{R}^*$ *ta có:*
- $f(\{x_1, \ldots, x, \ldots, x_n\}) \leq f(\{x_1, \ldots, y, \ldots, \quad x_n\}) \Leftrightarrow x \leq y$;
- $f(\{x_1, \ldots, x_n\}) = 0 \Leftrightarrow x_1 = \ldots = x_n = 0$;
- $f(\{x\}) = x$.

Xét $f(x_1, \ldots, x_n)$ thay vì $f(\{x_1, \ldots, x_n\})$. Toán tử tích hợp tri thức được xác định như sau:

Định nghĩa 1.5 *Cho một tập tri thức* $E = \{K_1, \ldots, K_n\}$ *và ràng buộc toàn vẹn* μ*, toán tử tích hợp tri thức* $\Delta_\mu^{d,f}(E)$ *được xác định bởi hàm khoảng cách* d *và các hàm kết tập* f *như sau:*

$$\begin{aligned} [\Delta_\mu^{d,f}(E)] &= min([\mu], \leq_E) \\ &= \{\omega \in [\mu] | \forall \omega' \in [\mu](\omega \leq_E \omega')\} \end{aligned}$$

trong đó
- $\omega \leq_E \omega' \Leftrightarrow f(d(\omega, K_1), \ldots, d(\omega, K_n)) \leq f(d(\omega', K_1), \ldots, d(\omega', K_n))$
trong đó
- $d(\omega, K) = min_{\omega' \models K} d(\omega, \omega')$ *với mọi* $\omega, \omega' \in \mathscr{W}$.

Các hàm khoảng cách phổ biến là hàm khoảng cách Hamming d_H, hàm khoảng cách drastic d_D, hàm khoảng cách Ơ-cơ-lit (Euclid).

Các hàm kết tập phổ biến là max, sum (Σ) và leximax ($GMax$). Các thuộc tính của các toán tử tích hợp tri thức được xây dựng bởi các cặp hàm khoảng cách và hàm kết tập, ví dụ $\Delta_\mu^{d_H,\Sigma}(E), \Delta_\mu^{d_D,max}(E), \Delta_\mu^{d_H,GMax}(E)$, v.v. được xem xét trong [52, 50].

Các mục tiếp theo sẽ trình bày nội dung cơ bản nhất về logic mô tả, logic para-nhất quán và logic khả năng.

1.3. Logic mô tả

1.3.1. Giới thiệu về logic mô tả

Logic mô tả (LGMT) là một họ các ngôn ngữ biểu diễn tri thức và suy luận có cấu trúc và rất tường minh về một miền ứng dụng. Tên gọi "logic mô tả" mang hai ý nghĩa. Thứ nhất, các khái niệm quan trọng của miền ứng dụng được trình diễn bằng các "mô tả", nghĩa là các biểu thức được "xây dựng" từ các khái niệm nguyên tố (*vị ngữ đơn vị: unary predicates*) và vai trò nguyên tố (*vị ngữ nhị phân: binary predicates*) thông qua việc sử dụng bộ tạo khái niệm (*concept constructors*, còn được gọi là *bộ tạo khái niệm*) và bộ tạo vai trò (*role constructors*, còn được gọi là *bộ tạo vai trò*). Thứ hai, LGMT khác với các phiên bản tiền bối (chẳng hạn như các mạng và khung ngữ nghĩa) ở chỗ chúng được trang bị một ngữ nghĩa dựa trên logic, theo một số khác biệt trong ký hiệu, thực sự giống như ngữ nghĩa của logic cấp một (*first-order logic*) cổ điển.

F. Baader và cộng sự [6, 5] khái quát phát triển nghiên cứu về LGMT đã trải qua các giai đoạn phát triển là Giai đoạn tiền LGMT "*pre-DL*" vào các năm 1965-1980, Giai đoạn 1 vào các năm 1980-1990, Giai đoạn 2 vào các năm 1990-1995, Giai đoạn 3 vào các năm 1995-2000 và Giai đoạn 4 từ đầu thập niên 2000 tới nay.

Ngày nay, LGMT tiếp tục là một lĩnh vực nghiên cứu rất tích cực, với kết quả lý thuyết mới và các kỹ thuật và hệ thống suy luận mới liên tục được phát triển [2] như mở rộng các thuật toán tableau sang hypertableau, việc mở rộng các kỹ thuật cải tiến họ LGMT DL-Lite, sự phát triển các kỹ thuật lai (ví dụ, kết hợp hoạt động tableau với tiếp cận dựa trên hệ quả), hệ thống ontology OWL [47], v.v. Nhiều nghiên cứu tổng quan về LGMT đã được công bố, bao gồm luận án Tiến sỹ tiếng Việt của T.T. Luong [56]. Nội dung tiếp theo của mục này chỉ giới thiệu các nội dung cần thiết nhất.

1.3.2. Cơ sở tri thức LGMT

Biểu diễn theo logic cấp 1	**Biểu diễn theo LGMT**
$\forall x(Teacher(x) \Leftrightarrow Person(x) \wedge \exists y(teaches(x,y) \wedge Course(y)))$,	$Teacher \equiv Person \sqcap \exists teaches.Course$,
$\forall x(Student(x) \Leftrightarrow Person(x) \wedge \exists y(attends(x,y) \wedge Course(y)))$,	$Student \equiv Person \sqcap \exists attends.Course$,
$\forall x((\exists y teaches(x,y)) \Rightarrow \neg Student(x))$,	$\exists attends.\top \sqsubseteq \neg Student$,
$Person(Mary)$,	$Mary : Person$,
$Course(CS600)$,	$CS600 : Course$,
$teaches(Mary, CS600)$,	$(Mary, CS600) : teaches$,
	Trong cơ sở tri thức này, ba mệnh đề đầu tạo thành TBox và ba mệnh đề cuối tạo thành Abox của nó.

Bảng 1.1: Biểu diễn tri thức theo logic cấp 1 và theo LGMT

Trong trường hợp đơn giản, cơ sở tri thức LGMT gồm hai thành phần, thành phần thuật ngữ (*terminological*) được gọi là TBox và thành phần khẳng định (*assertional*)được gọi là ABox. TBox trình diễn tri thức về cấu trúc của miền (tương tự như lược đồ cơ sở dữ liệu), trong khi Abox trình diễn tri thức về một tình huống cụ thể (tương tự như một cơ sở dữ liệu cụ thể). Chẳng hạn, mệnh đề TBox trong một ứng dụng đại học có thể chứa **giáo viên** là người dạy một học phần, **sinh viên** là một người tham dự một **học phần** và **sinh viên** không dạy học, trong khi mệnh đề ABox trong cùng ứng dụng này có thể chứa **Mary** là một người, **CS600** là một **học phần** và **Mary** dạy **CS600**. Bảng 1.1 chỉ dẫn các biểu diễn các mệnh

[2] http://dl.kr.org/

đề trên đây theo logic cấp một và theo LGMT. Cú pháp và ngữ nghĩa của cơ sở tri thức LGMT $\mathcal{ALC}$ được trình bày hình thức hơn như dưới đây.

Định nghĩa 1.6 *(Cú pháp của $\mathcal{ALC}$)*
Cho $\mathbf{C}$ *là một tập đếm được các* tên khái niệm*,* $\mathcal{R}$ *là một tập đếm được các* tên vai trò *và* $\mathbf{I}$ *là tập đếm được các* tên cá thể.
Khái niệm *trong LGMT được định nghĩa đệ quy như sau:*

- $\top$ *và* $\bot$ *là các khái niệm,*
- *Nếu* $A \in \mathbf{C}$ *thì* A *là một khái niệm,*
- *Nếu* C*,* D *là hai khái niệm và* $R \in \mathcal{R}$ *thì* $\neg C$*,* $C \sqcap D$*,* $C \sqcup D$*,* $\forall R.C$*,* $\exists R.C$ *là các khái niệm.*

Bảng 1.2 diễn giải cách thức xây dựng khái niệm.

Ký hiệu	Mô tả	Ví dụ
$\top$	Khái niệm đỉnh đại diện toàn bộ đối tượng	$\top$
$\bot$	Khái niệm đáy không đại diện đối tượng nào	$\bot$
$\sqcap$	Giao của các khái niệm	A $\sqcap$ B
$\sqcup$	Hợp của các khái niệm	A $\sqcup$ B
$\neg$	Phủ định của khái niệm	$\neg$ A
$\forall$	Lượng từ hạn chế với mọi	$\forall R.C$
$\exists$	Lượng từ hạn chế tồn tại	$\exists R.C$

Bảng 1.2: Bảng ký hiệu LGMT

Định nghĩa 1.7 *(Diễn dịch: Ngữ nghĩa của $\mathcal{ALC}$).*
Một diễn dịch $\mathcal{I} = \langle \Delta^{\mathcal{I}}, \cdot^{\mathcal{I}} \rangle$ *gồm:*

- *một tập khác rỗng* $\Delta^{\mathcal{I}}$*, được gọi là* miền *của* $\mathcal{I}$*,*
- *một hàm* $\cdot^{\mathcal{I}}$*, được gọi là* hàm diễn dịch *của* $\mathcal{I}$*, ánh xạ:*
  - *mọi tên khái niệm* A *tới một tập con* $A^{\mathcal{I}}$ *của* $\Delta^{\mathcal{I}}$*,*
  - *mọi tên vai trò* r *tới một quan hệ nhị phân* $r^{\mathcal{I}}$ *trên* $\Delta^{\mathcal{I}}$*,*

– *mọi tên cá thể a tới một phần tử $a^{\mathcal{I}} \in \Delta^{\mathcal{I}}$. Một phần tử $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$ được gọi là **cá thể có tên** nếu $\exists a : x = \cdot^{\mathcal{I}}(a)$, ngược lai, x được gọi là **cá thể không tên**.*

S. Rudolph [80] giới thiệu một số phương án mở rộng LGMT $\mathcal{ALC}$ thông qua các tính chất mở rộng với các kí tự biểu diễn như sau:

- $\mathcal{S}$ ($\mathcal{S}$ là ALC được bổ sung tính bắc cầu của vai trò (*transitivity statements*)): $r \in R$: r(a,b) và r(b,c) thì r(a,c);
- $\mathcal{H}$ (*Phân cấp vai trò: role hierarchies*): cho phép một vai trò được chứa trong một vai trò khác. ALC có phân cấp vai trò được ký hiệu là ALC_H, $\mathcal{S}$ có phân cấp vai trò được ký hiệu là SH;
- **I** (*Nghịch đảo vai trò: role inverses*): vai trò r có nghịch đảo r^-;
- $\mathcal{O}$ (*Khái niệm định danh (nominal concepts)*): cho phép tạo ra các khái niệm đơn từ các cá thể đơn lẻ;
- $\mathcal{Q}$ (*Hạn chế số lượng định tính (qualified number restrictions)* còn được gọi là *Ràng buộc lực lượng (cardinality constraints)*): cho phép tạo khái niệm thông qua việc hạn chế số lượng theo khái niệm;
- **N** (*Hạn chế số lượng không định tính (unqualified number restrictions)*): tạo ra các khái niệm về hạn chế số lượng;
- $\mathcal{F}$ (*Tính chất hàm vai trò (role functionality statements)*): cho phép biểu diễn vai trò như một hàm;
- $\mathcal{R}$ (*Bao hàm vai trò hợp*): cho phép tạo ra các tiên đề về hợp các vai trò;
- `Self` (*Vai trò phản xạ (tự khái niệm (self concepts))*);

Định nghĩa 1.8 *(Cơ sở tri thức LGMT)*
Một cơ sở tri thức LGMT K *là một bộ ba* $(\mathcal{R}, \mathcal{T}, \mathcal{A})$, *trong đó* $\mathcal{R}$ *là một RBox,* $\mathcal{T}$ *là một TBox và* $\mathcal{A}$ *là một ABox.*

- **Hộp khẳng định(ABox)***: Hộp khẳng định ABox là một tập hữu hạn các khẳng định. ABox mô tả một trạng thái miền ứng dụng cụ thể với*

các khái niệm và vai trò.
Một khẳng định có dạng: $C(a)$ *(khẳng định khái niệm) hoặc* $r(a, b)$ *(khẳng định vai trò), trong đó,* C *là một khái niệm,* r *là một vai trò, và* a, b *là các cá thể trong miền ứng dụng cụ thể.*

- **Hộp tiên đề thuật ngữ (TBox)**: *Hộp tiên đề thuật ngữ* $TBox$ *cung cấp bộ thuật ngữ (từ vựng) miền ứng dụng bao gồm các khái niệm, ký hiệu các cá thể, các vai trò, ký hiệu các quan hệ hai ngôi giữa các cá thể.* $TBox$ *cho phép xây dựng các khái niệm phức từ các khái niệm nguyên tố và vai trò nguyên tố và mối quan hệ giữa các khái niệm thông qua các tiên đề bao hàm tổng quát.*
  Trong trường hợp tổng quát, các tiên đề thuật ngữ có dạng sau: $C \sqsubseteq D$, $R \sqsubseteq S$ *hoặc* $C \equiv D$, $R \equiv S$; *trong đó,* C, D *là các khái niệm, và* R, S *là các vai trò. Loại tiên đề đầu tiên được gọi là tiên đề bao hàm, loại tiên đề thứ hai được gọi là tiên đề tương đương.*

- **Hộp tiên đề vai trò RBox**: *chứa các tiên đề vai trò bao gồm các tiên đề bao hàm vai trò và các khẳng định vai trò. Thông qua bộ tiên đề vai trò, chúng ta có thể xây dựng các vai trò phức từ các vai trò nguyên tố và bộ tạo vai trò mà logic mô tả được phép sử dụng.*

Ví dụ 1.1 *Cho trước các khái niệm nguyên tố Male, Female, các vai trò nguyên tố hasChild, các biểu diễn sau đây là các khẳng định:*
hasChild(Tuyen,Thu)
hasChild(Thu,Kien)
hasChild(Kien,Thao)
Male(Kien)
Male(Thu)
Male(Tuyen)
Female(Thao).

Ba khẳng định đầu tiên cho biết cá thể *Tuyen* có con là cá thể *Thu*, cá thể *Thu* có con là cá thể *Kien*, cá thể *Kien* có con là cá thể *Thao*. Ba khẳng định tiếp theo cho biết cá thể *Kien*, cá thể *Thu*, cá thể *Tuyen* là ba cá thể giống đực. Khẳng định cuối cùng (khẳng định thứ bảy) cho biết cá thể *Thao* là cá thể giống cái.

Ví dụ 1.2 *Từ các khái niệm nguyên tố Male, Female, các vai trò nguyên tố hasChild và các khẳng định như trong Ví dụ 1.1, một bộ tiên đề thuật ngữ được xây dựng như sau:*
Person $\equiv \top$
Woman $\equiv$ *Person* $\sqcap$ *Female*
Man $\equiv$ *Person* $\sqcap\neg$ *Female*
Mother $\equiv$ *Woman* $\sqcap\exists$ *hasChild*.$\top$
$\perp \equiv$ *Male* $\sqcap$ *Female.*

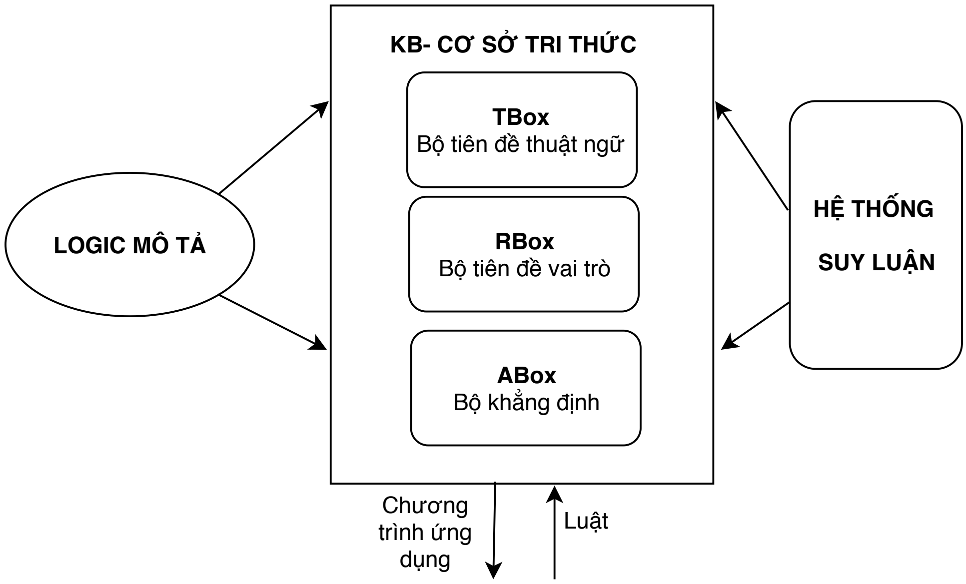
Phát biểu đầu tiên chỉ ra cá thể trong miền ứng dụng chỉ gồm Person (người). Ba phát biểu tiếp theo lần lượt dùng để định nghĩa khái niệm Woman (**Female**), Man (**Male**) và Mother (**Mother**). Phát biểu cuối cùng chỉ **Male** và **Female** không giao nhau. Bao hàm khái niệm tổng quát (*GCI-General Concept Inclusion)* có thể được sử dụng, ví dụ như định nghĩa **Woman** $\sqsubseteq$ **Person**.

Hệ thống suy diễn: Một hệ thống tri thức dựa trên logic mô tả có thể thực hiện các loại suy diễn cụ thể. Mục đích của một hệ thống biểu diễn tri thức vượt ra ngoài việc lưu trữ các định nghĩa khái niệm và các khẳng định. Giống như tập các tiên đề bất kỳ, hệ thống suy diễn chứa đựng những tri thức tiềm ẩn có thể được làm rõ ràng thông qua suy diễn. Ví dụ, từ TBox và ABox trong ví dụ 1.1 chúng ta có thể kết luận rằng cá thể *Thu* là ông nội của cá thể *Thao* mặc dù tri thức này không được tuyên bố rõ ràng như một sự khẳng định.

Từ các cá thể, các khái niệm và các vai trò, người ta có thể xây dựng một hệ thống biểu diễn và suy diễn tri thức dựa trên LGMT như hình 1.1 [5].

Định nghĩa 1.9 *(Ngôn ngữ LGMT mở rộng* $\mathcal{ALC}_\Phi$*).*

- *Cho* Φ *là tập các đặc trưng sau: I (vai trò nghịch đảo), O (định danh), Q (hạn chế số lượng), U (vai trò toàn cục) và* `Self` *(phản xạ).*
- *Cho* $\mathbf{C}$ *là một tập đếm được* các tên khái niệm, $\mathcal{R}$ *là một tập đếm được các tên vai trò và* $\mathbf{I}$ *tập đếm được các tên cá thể.*
- *Ngôn ngữ* $\mathcal{ALC}_\Phi$ *sử dụng các ký hiệu như sau: A, B để ký hiệu các*



Hình 1.1: Kiến trúc của một hệ thống biểu diễn tri thức dựa trên LGMT

tên khái niệm, các kí tự r, s để ký hiệu các tên vai trò, và các kí tự a, b để ký hiệu các tên cá thể.

Vai trò trong $\mathcal{ALC}_\Phi$ *được định nghĩa như sau:*

- *Nếu $r \in \mathcal{R}$ thì r là một vai trò,*
- *Nếu $I \in \Phi$ và $r \in \mathcal{R}$ thì r^- là vai trò,*
- *Nếu $U \in \Phi$ thì U là một vai trò.*

Khái niệm trong $\mathcal{ALC}_\Phi$ *được định nghĩa như sau:*

- *$\top$ và $\bot$ là các khái niệm,*
- *Nếu $A \in \mathbf{C}$ thì A là một khái niệm,*
- *Nếu C, D là hai khái niệm và R là một vai trò thì:*
  - *$\neg C$, $C \sqcap D$, $C \sqcup D$, $\forall R.C$, $\exists R.C$ là các khái niệm,*
  - *Nếu $O \in \Phi$ và $a \in \mathbf{I}$ thì $\{a\}$ là một khái niệm,*
  - *Nếu $Q \in \Phi$, $R \neq U$ và n là một số tự nhiên, thì $\geq n\, R.C$ và $\leq n\, R.C$ là các khái niệm,*
  - *Nếu $\mathtt{Self} \in \Phi$ và $r \in \mathcal{R}$ thì $\exists r.\mathtt{Self}$ là một khái niệm.*

Định nghĩa 1.10 *(Khái niệm* thỏa *tiên đề thuật ngữ).*

- *Một* tiên đề thuật ngữ, *cũng được gọi là một* bao hàm khái niệm tổng quát *GCI, là một diễn dịch có dạng* $C \sqsubseteq D$.
- *Một diễn dịch* $\mathcal{I}$ *được gọi là* thỏa *(validate) tiên đề* $C \sqsubseteq D$, *ký hiệu là* $\mathcal{I} \models C \sqsubseteq D$, *nếu* $C^{\mathcal{I}} \subseteq D^{\mathcal{I}}$.

Định nghĩa 1.11 *(Mô hình).*
Sử dụng ký hiệu $\models$ *để chỉ dẫn tính chất* thỏa *của một diễn dịch đối với một đối tượng.*

- *Diễn dịch* $\mathcal{I}$ *được gọi là một* mô hình *của một TBox* $\mathcal{T}$, *ký hiệu là* $\mathcal{I} \models \mathcal{T}$, *nếu* $\mathcal{I}$ *thoả mọi tiên đề của* $\mathcal{T}$.

- *Một* khẳng định cá thể *là biểu diễn dạng* $C(a)$, $R(a,b)$, $\neg R(a,b)$, $a \doteq b$ *hoặc* $a \neq b$, *trong đó* $R \neq U$.
Định nghĩa diễn dịch $\mathcal{I}$ thỏa *khẳng định cá thể như sau:*

$$
\begin{array}{lll}
\mathcal{I} \models C(a) & \textit{nếu} & a^{\mathcal{I}} \in C^{\mathcal{I}} \\
\mathcal{I} \models R(a,b) & \textit{nếu} & (a^{\mathcal{I}}, b^{\mathcal{I}}) \in R^{\mathcal{I}} \\
\mathcal{I} \models \neg R(a,b) & \textit{nếu} & (a^{\mathcal{I}}, b^{\mathcal{I}}) \notin R^{\mathcal{I}} \\
\mathcal{I} \models a \doteq b & \textit{nếu} & a^{\mathcal{I}} = b^{\mathcal{I}} \\
\mathcal{I} \models a \neq b & \textit{nếu} & a^{\mathcal{I}} \neq b^{\mathcal{I}}.
\end{array}
$$

- *Một* ABox $\mathcal{A}$ *là một tập hữu hạn các khẳng định cá thể. Diễn dịch* $\mathcal{I}$ *được gọi là một* mô hình *của (hoặc* thỏa*) ABox* $\mathcal{A}$, *ký hiệu là* $\mathcal{I} \models \mathcal{A}$, *nếu* $\mathcal{I}$ *thỏa mọi khẳng định của* $\mathcal{A}$.
- *Biến khẳng định cá thể* φ *là một biến nhận giá trị trong tập khẳng định cá thể. Nói* $\mathcal{I}$ thỏa *biến khẳng định cá thể* φ *nếu như* $\mathcal{I} \models \upsilon$, *với mọi khẳng định cá thể* υ *thuộc miền giá trị của* φ.
- *Một* truy vấn (hội*) là một biểu diễn dạng* $\varphi_1 \wedge \ldots \wedge \varphi_k$, *trong đó mỗi* φ_i *là một biến khẳng định cá thể. Diễn dịch* $\mathcal{I}$ *được gọi là* thỏa *truy vấn* $\varphi = \varphi_1 \wedge \ldots \wedge \varphi_k$, *ký hiệu là* $\mathcal{I} \models \varphi$, *nếu* $\mathcal{I} \models \varphi_i$ *với mọi* $1 \leq i \leq k$.

- *Một truy vấn φ được gọi là một* hệ quả *của (hoặc* thỏa*) một cơ sở tri thức $\langle \mathcal{T}, \mathcal{A} \rangle$, ký hiệu là $\langle \mathcal{T}, \mathcal{A} \rangle \models \varphi$, nếu mọi mô hình của $\langle \mathcal{T}, \mathcal{A} \rangle$ thỏa φ.*

Bảng 1.3 minh họa cú pháp và ngữ nghĩa của LGMT $\mathcal{ALC}_\Phi$.

Mô tả	Cú pháp	Ngữ nghĩa
Khái niệm nguyên tố	A	$A^\mathcal{I} \subseteq \Delta^\mathcal{I}$
Vai trò	r	$r^\mathcal{I} \subseteq \Delta^\mathcal{I} x \Delta^\mathcal{I}$
Định danh	$\{a\}$	$\{a\}^\mathcal{I} = \{a^\mathcal{I}\}$
Khái niệm đỉnh	$\top$	$\top^\mathcal{I} = \Delta^\mathcal{I}$
Khái niệm đáy	$\bot$	$\bot^\mathcal{I} = \varnothing$
Giao	$C \sqcap D$	$(C \sqcap D)^\mathcal{I} = C^\mathcal{I} \cap D^\mathcal{I}$
Hợp	$C \sqcup D$	$(C \sqcup D)^\mathcal{I} = C^\mathcal{I} \cup D^\mathcal{I}$
Phủ định	$\neg C$	$(\neg C)^\mathcal{I} = \Delta^\mathcal{I} \backslash C^\mathcal{I}$
Hạn chế tồn tại	$\exists R.C$	$(\exists R.C)^\mathcal{I} = \{x \in \Delta^\mathcal{I} \mid \exists y[R^\mathcal{I}(x,y)$ và $C^\mathcal{I}(y)]\}$
Hạn chế mọi	$\forall R.C$	$(\forall R.C)^\mathcal{I} = \{x \in \Delta^\mathcal{I} \mid \forall y[R^\mathcal{I}(x,y)$ kéo theo $C^\mathcal{I}(y)]\}$
Hạn chế ít nhất	$\geq nR.C$	$(\geq nr.C)^\mathcal{I} = \{x \in \Delta^\mathcal{I} \mid \sharp\{y \mid R^\mathcal{I}(x,y)$ và $C^\mathcal{I}(y)\} \geq n\}$
Hạn chế nhiều nhất	$\leq nr.C$	$(\leq nr.C)^\mathcal{I} = \{x \in \Delta^\mathcal{I} \mid \sharp\{y \mid R^\mathcal{I}(x,y)$ và $C^\mathcal{I}(y)\} \leq n\}$
Phản xạ cục bộ của vai trò	$\exists r.\mathtt{Self}$	$(\exists r.\mathtt{Self})^\mathcal{I} = \{x \in \Delta^\mathcal{I} \mid r^\mathcal{I}(x,x)\}$

Bảng 1.3: Bảng cú pháp và ngữ nghĩa của LGMT $\mathcal{ALC}_\Phi$

1.3.3. Học khái niệm trong LGMT

Xây dựng ontology cho các hệ thống Web ngữ nghĩa và đặc tả các khái niệm một cách phù hợp là một trong những vấn đề rất được quan tâm. Do vậy, bài toán đặt ra là xây dựng được định nghĩa cho các khái niệm quan trọng. Học khái niệm trong LGMT nhằm mục đích kiểm tra, suy luận và tìm ra được các khái niệm này phục vụ cho các ứng dụng cụ thể.

Bài toán học khái niệm trong LGMT có dạng bài toán phân lớp nhị phân trong học máy truyền thống. Tuy nhiên, việc học khái niệm trong ngữ cảnh LGMT khác với học máy truyền thống ở điểm, các đối tượng không chỉ được đặc tả bằng các thuộc tính mà còn được đặc tả bằng các mối quan hệ giữa các đối tượng. Các mối quan hệ này là một trong những yếu tố làm giàu thêm ngữ nghĩa của hệ thống huấn luyện.

Học khái niệm trong LGMT thu hút sự quan tâm của cộng đồng nghiên cứu và chia thành ba hướng tiếp cận chính. Tiếp cận đầu tiên tập trung vào việc xây dựng các thuật toán học có sử dụng mô phỏng hai chiều nhằm khảo sát khả năng học khái niệm trong LGMT. L.A. Nguyen và A. Szalas đi tiên phong theo tiếp cận này [70], tiếp đó, A. Szalas và Trần Thanh Lương [56] đã phát triển tiếp. Hướng tiếp cận thứ hai tập trung vào việc sử dụng các toán tử làm mịn; thuật toán điển hình theo phương pháp này là DL-Learner được J. Lehmann và P. Hitzler đề xuất trong [53]. Hướng tiếp cận thứ ba tập trung vào việc xây dựng một số thuật toán học đơn giản nhằm khảo sát khả năng học khái niệm trong LGMT. W. W. Cohen và H. Hirsh đề xuất thuật toán học khái niệm dựa trên các "bao hàm chung nhỏ nhất" [24], N. Fanizzi và cộng sự giới thiệu hệ thống DL-FOIL cho bài toán học khái niệm trong LGMT hỗ trợ ngôn ngữ OWL [40].

Nghiên cứu và giải quyết các vấn đề nảy sinh khi triển khai các hệ thống học khái niệm trong LGMT là một tiếp cận song hành với ba tiếp cận lý thuyết LGMT trên đây. Gần đây, D. Ratcliffe [78] tập trung giải quyết các hạn chế không hỗ trợ các cơ sở tri thức RDF/OWL lớn, các lớp ngôn ngữ biểu cảm như OWL2-DL, v.v. trong thiết kế các hệ thống quy nạp khái niệm (*concept induction*) lớn. D. Ratcliffe đề nghị các phương pháp hỗ trợ giải quyết các hạn chế trên đây và thi hành vào hệ thống OWL-Miner.

1.4. Logic para-nhất quán

Logic para-nhất quán được S. Jaskowski (Ba Lan) và N. C. A. da Costa (Brasil) đề xuất là một họ các logic dung thứ KNQ tiêu biểu. Dựa trên ngữ nghĩa logic ba giá trị và bốn giá trị, bác bỏ nguyên tắc không tầm thường, logic para-nhất quán rất hữu dụng trong biểu diễn và suy luận tri thức KNQ mà không tầm thường. Nền tảng của logic para-nhất quán là cú pháp và ngữ nghĩa đối với tri thức KNQ được xây dựng dựa trên ngữ nghĩa ba giá trị và bốn giá trị như logic C_ω của Da Costa [25], các hệ thống C, logic ba giá trị của LPm của Priest, logic bốn giá trị của N. D. Belnap [9] cùng các phiên bản mô hình tối thiểu của nó. Nhiều tuyển tập công trình nghiên cứu về logic para-nhất quán đã được công bố [15, 22, 13].

Do tính hữu dụng trong việc xây dựng nền tảng các thành phần quản lý KNQ trong các hệ thống máy tính thông minh hơn và mạnh mẽ hơn

[14], vì vậy, dòng nghiên cứu cải tiến logic para-nhất quán vẫn tiếp tục được phát triển, chẳng hạn hai nghiên cứu gần đây [41, 4]. Qua phân tích một kiểu logic para-nhất quán mở rộng là logic bằng chứng cơ sở BLE, M. Fitting [41] đề nghị một logic para-nhất quán mở rộng KX4 theo hướng làm yếu độ chân lý của bằng chứng (cá thể). Một tiên đề cốt lõi trong logic para-nhất quán dựa trên bằng chứng là tính thực tế (factivity) $\Box X \supset X$ được M. Fitting thay thế bằng tiên đề yếu hơn $\Box X \Box X \supset \Box X$ với ý nghĩa là bằng chứng vẫn có thể sai mà không phải là chân lý. Dù tạo thêm phức tạp trong thực thi, song thay thế này hữu dụng trong các hệ thống tiềm năng. Tác giả đã xây dựng các định nghĩa và chứng minh khả năng nhúng KX4 vào các hệ thống tri thức. Dựa trên tiếp cận cấu trúc khoa học (*structuralist approach to science*), H. Andreas [4] cải tiến khung logic para-nhất quán cấu trúc bộ phận (*partial structures*) và sự thật bộ phận (*partial truth*) để xây dựng một khung logic para-nhất quán có thể giải thích được sự tồn tại một số lý thuyết khoa học không nhất quán, nhưng không tầm thường nhưng rất có ý nghĩa. Qua phân tích về hạn chế của logic sự thật bộ phận, tác giả đề xuất logic sự thật lý thuyết (Logic of Theoretical Truth) như một mở rộng tiên đề lý thuyết khoa học (*axioms of a scientific theory*) theo tiếp cận cấu trúc đối với khoa học. Trong dòng nghiên cứu quản lý KNQ dựa trên logic para-nhất quán, luận án này định hướng tới LGMT para-nhất quán theo ngữ nghĩa bốn giá trị của N. D. Belnap.

Như đã được đề cập, ngữ nghĩa bốn giá trị của N. D. Belnap [9] là rất hữu dụng và phổ biến trong các nghiên cứu về logic para-nhất quán cũng như về quản lý KNQ (bao gồm nghiên cứu của luận án này), vì vậy, mục con tiếp theo trình bày các nội dung cơ bản nhất về ngữ nghĩa bốn giá trị.

1.4.1. Logic bốn giá trị của N. D. Belnap

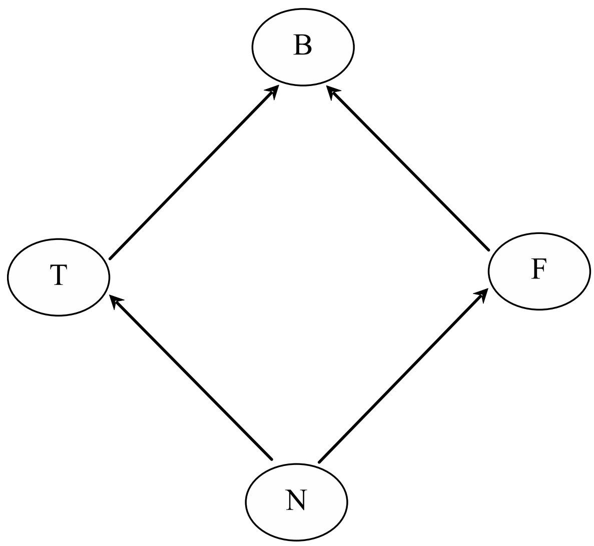
Logic bốn giá trị được N. D. Belnap đề xuất [9] nhằm thay thế cho logic làm yếu phủ định vì nó có sự đặc tả ngữ nghĩa một cách trực quan để bổ sung cho lý thuyết chứng minh của nó.

Định nghĩa 1.12 *(Giá trị chân lý của công thức)*
Giá trị chân lý của một công thức trong LGMT para-nhất quán là một

trong các giá trị Đúng (True), Sai (False), Cả hai (Both) *hoặc* không cái nào, *tương ứng được biểu thị bằng các ký hiệu T, F, B và N.*

Ví dụ 1.3 *Cho cơ sở tri thức $K = \{\alpha, \beta, \neg\beta, \neg\theta\}$, tồn tại một phép gán chấp nhận được các giá trị chân lý sao cho α là T, β là B, γ là N, và θ là F.*

Một cách trực quan thì phép gán này có thể được biểu diễn bằng một dàn xấp xỉ *(* approximation lattice) như trong Hình 1.2.



Hình 1.2: Dàn xấp xỉ cho logic bốn giá trị

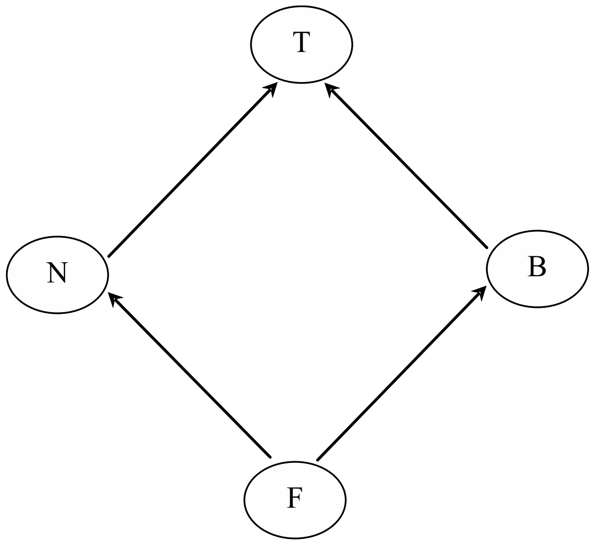
1.4.2. Ngữ nghĩa của logic bốn giá trị

Định nghĩa 1.13 ([9]) *(Ngữ nghĩa LGMT bốn giá trị)*
Ngữ nghĩa của logic bốn giá trị được xác định dựa trên một dàn phân phối (distributive lattice) *như trong Hình 1.2. Giả sử một toán tử * thỏa các điều kiện:*

1. *$\alpha = \alpha^{**}$, và*
2. *nếu $\alpha \leq \beta$ thì $\alpha^* \leq \beta^*$*

trong đó $\leq$ là một quan hệ thứ tự trong dàn.

Vì hàm gán ngữ nghĩa tuân theo tính đơn điệu và tính bù trong một dàn



Hình 1.3: Dàn logic bốn giá trị

logic, $x \wedge y$ thỏa $\{x, y\}$ và $x \vee y$ là sự kết hợp của $\{x, y\}$, được đưa ra trong các bảng chân lý (Bảng 1.1-1.3 cho các phép toán $\neg, \wedge, \vee$.

Định nghĩa 1.14 ([9]) *(Suy luận công thức)*
Cho α, β là các công thức. Suy luận β từ α là hợp lệ khi và chỉ khi $\beta \leq \alpha$, trong đó $\leq$ là quan hệ thứ tự trong dàn logic.

Dùng $\alpha \to \beta$ để biểu thị rằng suy luận từ α đến β là hợp lệ trong bốn giá trị, tức là α dẫn đến β.

α	N	F	T	B
$\neg\alpha$	B	T	F	N

Bảng 1.4: Bảng chân lý của phép phủ định

$\wedge$	N	F	T	B
N	N	F	N	F
F	F	F	F	F
T	N	F	T	B
B	F	F	B	B

Bảng 1.5: Bảng chân lý của phép giao

$\vee$	N	F	T	B
N	N	N	T	T
F	N	F	T	B
T	T	T	T	T
B	T	B	T	B

Bảng 1.6: Bảng chân lý của phép hợp

1.4.3. Lý thuyết chứng minh logic bốn giá trị

Phần này xem xét mối quan hệ nhân quả bốn giá trị cho lý thuyết chứng minh của logic này.

Định nghĩa 1.15 ([9]) *(Quy tắc chứng minh quan hệ nhân quả).*
Cho $\alpha, \beta, \gamma \in \mathcal{L}_{\mathcal{V}}$. Dưới đây là các quy tắc chứng minh quan hệ nhân quả LGMT para-nhất quán bốn giá trị.

1. $\alpha_1 \wedge \ldots \wedge \alpha_m \rightarrow \beta_1 \vee \ldots \vee \beta_n$ *khi* $\alpha_i \rightarrow \beta_j$, *với* $i, j \in [1 \ldots n]$,
2. $(\alpha \vee \beta) \rightarrow \gamma$ *khi và chỉ khi* $\alpha \rightarrow \gamma$ *và* $\beta \rightarrow \gamma$,
3. $\alpha \rightarrow (\beta \wedge \gamma)$ *khi và chỉ khi* $\alpha \rightarrow \gamma$ *và* $\alpha \rightarrow \gamma$,
4. $\alpha \rightarrow \beta$ *khi và chỉ khi* $\neg\beta \rightarrow \neg\alpha$,
5. $\alpha \rightarrow \beta$ *và* $\beta \rightarrow \gamma$ *kéo theo* $\alpha \rightarrow \gamma$,
6. $\alpha \rightarrow \beta$ *khi và chỉ khi* $\alpha \leftrightarrow (\alpha \wedge \beta)$ *khi và chỉ khi* $\beta \leftrightarrow (\alpha \vee \beta)$

Định nghĩa dưới đây mở rộng mối quan hệ nhân quả của logic bốn giá trị.

Định nghĩa 1.16 *(Tính tương đương ngữ nghĩa).*
Ký hiệu $\alpha \leftrightarrow \beta$ được dùng để biểu thị rằng α và β tương đương nhau về mặt ngữ nghĩa và chúng có thể thay thế được cho nhau trong mọi ngữ cảnh.

1. $\alpha \wedge \beta \leftrightarrow \beta \wedge \alpha$
2. $\alpha \vee \beta \leftrightarrow \beta \vee \alpha$
3. $(\alpha \wedge \beta) \wedge \gamma \leftrightarrow \alpha \wedge (\beta \wedge \gamma)$
4. $(\alpha \vee \beta) \vee \gamma \leftrightarrow \alpha \vee (\beta \vee \gamma)$
5. $\alpha \wedge (\beta \vee \gamma) \leftrightarrow (\alpha \wedge \beta) \vee (\alpha \wedge \gamma)$
6. $\alpha \vee (\beta \wedge \gamma) \leftrightarrow (\alpha \vee \beta) \wedge (\alpha \vee \gamma)$

7. $\neg\neg\alpha \leftrightarrow \alpha$
8. $\neg(\alpha \wedge \beta) \leftrightarrow \neg\alpha \vee \neg\beta$
9. $\neg(\alpha \vee \beta) \leftrightarrow \neg\alpha \wedge \neg\beta$
10. $\alpha \leftrightarrow \beta$ *and* $\beta \leftrightarrow \gamma$ *kéo theo* $\alpha \leftrightarrow \gamma$

Tham chiếu đến các tính chất trong lập luận logic cổ điển, nhận được:

Mệnh đề 1.1 ([48]) *Các tính chất sau đúng cho quan hệ nhân quả bốn giá trị: Tính phản xạ* (Reflexivity)*, tính bảo toàn tính nhất quán* (Consistency Preservation,)*, Tính đơn điệu* (Monotonicity) *và tính cắt* (Cut)*.*

Mệnh đề 1.2 ([48]) *Các tính chất sau là không đúng đối với quan hệ nhân quả bốn giá trị: Tính và*(And)*, tính siêu phân lớp* (Supraclassicality)*, tính hoặc* (Or)*, tính tương đương logic trái* (Left Logical Equivalence)*, tính suy diễn* (Deduction)*, tính điều kiện hóa* (Conditionalization)*, và tính làm yếu vế phải* (Right Weakening)*.*

Mệnh đề 1.3 ([9, 48]) *Quan hệ nhân quả bốn giá trị là không thuần túy* (pure) *và không tầm thường* (trivializable)*.*

1.5. Logic khả năng

Logic khả năng (*Possibilistic Logic*) được phát triển trong khoảng ba mươi năm trở lại đây [35], là một phiên bản mở rộng của logic cổ điển khi gắn kết môt độ chắc chắn (*certainty*) hay độ ưu tiên (*priority*) tới mỗi công thức.

1.5.1. Cú pháp

Logic khả năng được xây dựng dựa trên một ngôn ngữ mệnh đề $\mathcal{L}$ bao gồm:

- Tập hữu hạn $\mathcal{P}$ các biến logic (các mệnh đề cơ sở).
- Tập các phép toán logic cơ bản: $\neg, \wedge, \vee$, và $\rightarrow$.
- Quan hệ nhân quả $\vdash$.

Thành phần cơ bản nhất của logic khả năng là công thức khả năng (*Possibilistic Formula*). Theo cách nói không hình thức, một công thức logic khả năng là một cặp bao gồm (i) một công thức logic cổ điển (logic mệnh đề hoặc logic bậc 1) và (ii) một độ chắc chắn hoặc độ ưu tiên của công thức.

Định nghĩa 1.17 *(Công thức logic khả năng).*
Một công thức logic khả năng là một cặp (φ, α), trong đó φ là một công thức logic cổ điển và một độ chắc chắn $\alpha \in (0, 1]$. Độ chắc chắn α là giá trị cận trên độ đo chắc chắn N, có nghĩa là với công thức (φ, α) thì $N(\varphi) \leq \alpha$.

Định nghĩa 1.18 *(Cơ sở tri thức logic khả năng).*
• *Cơ sở tri thức logic khả năng K là một tập hữu hạn các công thức logic khả năng: $K = \{ (\varphi_i, \alpha_i) : i = 1, ..., n\}$.*
• *Cơ sở tri thức logic cổ điển tương ứng với K, ký hiệu là K^*, được định nghĩa như sau: $K^* = \{\varphi_i : (\varphi_i, \alpha_i) \in K\}$.* **Tiên đề và quy tắc suy luận**

Ngôn ngữ $\mathcal{L}$ trong logic khả năng có các tiên đề logic dưới dạng kết nối một tiên đề logic mệnh đề với một độ chắc chắn tối đa [35]. Có hai quy tắc suy diễn sau đây:

- Nếu $\beta \leq \alpha$ thì $(\varphi, \alpha) \vdash (\varphi, \beta)$ (chắc chắn yếu).
- $(\neg\varphi_1 \vee \varphi_2, \alpha), (\varphi_1, \alpha) \vdash (\varphi_2, \alpha), \forall \alpha \in (0, 1]$ (modus ponens).

Gọi Ω là tập tất cả các diễn dịch của ngôn ngữ mệnh đề $\mathcal{L}$. Nếu $\omega \in \Omega$ thỏa công thức logic ϕ thì nói ω là một mô hình của φ và viết $\omega \models \varphi$.

Một diễn dịch ω thỏa ϕ trong K^* sẽ có độ đo $\pi(\omega) = 1$, còn diễn dịch ω không thỏa φ sẽ có độ đo $\pi(\omega)$ cao nhất là $\alpha > 0$. Đặc điểm này cho biết logic khả năng cho tiềm năng xử lý KNQ.

1.5.2. Ngữ nghĩa

Cho cơ sở tri thức khả năng K, phân phối khả năng của K, ký hiệu là π_K, được định nghĩa như dưới đây.

Định nghĩa 1.19 *(Phân phối khả năng [35]).*

$\forall \omega \in \Omega$:

$$\pi_{(\varphi,\alpha)}(\omega) = \begin{cases} 1\text{: nếu } \omega \models \varphi \\ 1-\alpha\text{: nếu ngược lại} \end{cases} \tag{1.1}$$

$$\pi_K(\omega) = \begin{cases} 1\text{: nếu } \forall(\phi_i, \alpha_i) \in K, \omega \models \varphi_i \\ 1 - max\{\alpha_i : (\varphi_i, \alpha_i) \in K \text{ và } \omega \not\models \varphi_i\}\text{: nếu ngược lại} \end{cases} \tag{1.2}$$

Từ độ đo phân phối khả năng π, định nghĩa được độ đo khả năng của công thức φ, ký hiệu là $\Pi(\varphi)$: $\Pi(\varphi) = max\ \{\ \pi(\omega : \omega \models \varphi\ \}$. Ta có: $N(\varphi) = 1 - \Pi(\neg\varphi)$.

1.5.3. Độ không nhất quán theo logic khả năng

Cho cơ sở tri thức khả năng K và cơ sở tri thức mênh đề tương ứng K^* của K.

Định nghĩa 1.20 *(Cơ sở tri thức khả năng không nhất quán).*
Cơ sở tri thức khả năng K được gọi là nhất quán nếu cơ sở tri thức mệnh đề tương ứng K^* nhất quán, ngược lại, K được gọi là không nhất quán.

Định nghĩa 1.21 *(Lát cắt của cơ sở tri thức khả năng).*
Cho cơ sở tri thức khả năng K và một số $\alpha \in (0, 1]$.
• *Lát cắt mức α của K, ký hiệu là $K_{\geq\alpha}$, là một tập các công thức logic mệnh đề được xác định như sau: $K_{\geq\alpha} = \{\ \varphi \in K^* :(\varphi, \beta) \in K$ và $\beta \geq \alpha\}$.*
• *Lát cắt mức α chặt của K, ký hiệu là $K_{>\alpha}$, là một tập các công thức logic mệnh đề được xác định như sau: $K_{>\alpha} = \{\ \varphi \in K^* :(\varphi, \beta) \in K$ và $\beta > \alpha\}$.*

Định nghĩa 1.22 *(Độ không nhất quán của cơ sở tri thức).*
Độ không nhất quán *của cơ sở tri thức khả năng K được định nghĩa là:*

$$Inc(K) = sup\{\alpha : K_{\geq\alpha} \text{ là không nhất quán.}\} \tag{1.3}$$

Độ KNQ của cơ sở tri thức khả năng K là giá trị lớn nhất α sao cho α-cắt của K là KNQ. Khi K là nhất quán thì $Inc(K) = 0$.

Định nghĩa 1.23 *(Bao hàm và bao hàm chặt)*
Cho cơ sở tri thức khả năng K và $(\psi, \alpha) \in K$, (ψ, α) là một bao hàm *trong K nếu:*

$$(K \setminus \{(\psi, \alpha)\})_{\geq \alpha} \vdash \psi \tag{1.4}$$

Tương ứng, (ψ, α) là bao hàm chặt trong K nếu:

$$(K \setminus \{(\psi, \alpha)\})_{> \alpha} \vdash \psi. \tag{1.5}$$

Nhận xét 1 . *Khẳng định rút gọn cơ sở tri thức khả năng sau đây của S. Benferhat và cộng sự [12] rất có ý nghĩa trong quản lý KNQ dựa trên logic khả năng:*
Nếu *(ψ, α) là một bao hàm trong K* ***thì*** *$K \equiv (K \setminus \{(\psi, \alpha)\})$.*

Định nghĩa 1.24 *(Công thức là hệ quả xác đáng).*
Cho cơ sở tri thức khả năng K, công thức ψ được gọi là một hệ quả xác đáng (plausible consequence) *của K nếu:*

$$K_{>Inc(K)} \vdash \psi \tag{1.6}$$

Định nghĩa 1.25 *(Công thức là hệ quả khả năng).*
Cho cơ sở tri thức khả năng K, (ψ, α) được gọi là một hệ quả khả năng (possibilistic consequence) *của K, được ký hiệu là $K \vdash_\pi (\psi, \alpha)$, nếu:*

- $K_{>Inc(K)} \vdash \psi$

- $\alpha > Inc(K)$ *và* $\forall \beta > \alpha, K_{>\beta} \nvdash \psi$

Như vậy, trong cơ sở tri thức khả năng KNQ K bất kỳ, mọi công thức có độ chắc chắn nhỏ hơn hoặc bằng $Inc(K)$ sẽ bị rút gọn trong quá trình suy diễn.

1.6. Mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều, tính chất Hennessy-Milner

1.6.1. Mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều

Mô phỏng hai chiều (*Bisimulation*) là một khái niệm xuất hiện rất thường xuyên trong nhiều lĩnh vực khác nhau của khoa học máy tính lý thuyết với ý nghĩa nguyên thủy là được sử dụng để biểu diễn tính tương đương hành vi trong các hệ thống chuyển gán nhãn [82, 81, 86].

Một hệ thống chuyển gán nhãn (*labelled transition system*: LTS) là một bộ ba $(Pr, Act, \rightarrow)$, trong đó Pr là một tập khác rỗng các trạng thái hoặc quy trình, Act là một tập nhãn (hành vi) và $\rightarrow$ là một tập con của $(Pr \times Act \times Pr)$ là quan hệ chuyển trong hệ thống chuyển gán nhãn. Theo cách thức biểu diễn toán học chung, viết $P \xrightarrow{a} Q$ khi $(P, a, Q) \in \rightarrow$. Dẫn xuất (chuyển tiếp) $P \xrightarrow{a} Q$ chỉ ra rằng, từ trạng thái P, hệ thống thực hiện hành động a và chuyển sang thái Q [82].

Trong trình diễn logic, hệ thống chuyển gán nhãn LTS thường được làm giàu (*enriched*) với việc bổ sung thành phần gán nhãn các trạng thái theo các mệnh đề nguyên tố (hoặc màu sắc): Cho $Prop$ là một tập mệnh đề với các phần tử p, q. Một cách hình thức, thành phần bổ sung này là một hàm định giá $V : Prop \rightarrow 2^{Pr}$ ánh xạ mỗi $p \in Prop$ sang tập $V(p) \subset Pr$ (tập các trạng thái được tô màu p). Một LTS có định giá thường được gọi là mô hình Kripke [82, 86].

Hệ thống chuyển gán nhãn dựa trên logic phương thức (*modal logic*) là một mô hình được quan tâm nghiên cứu trong chủ đề về mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều.

Định nghĩa 1.26 *(Logic phương thức cho hệ thống chuyển gán nhãn) [86].* *Cho hệ thống chuyển gán nhãn $LTS = (Pr, Act, \rightarrow)$. Logic phương thức M cho hệ thống LTS bao gồm các công thức được xác định đệ quy sau đây [86]:*

$\phi ::= \boldsymbol{tt} \mid \neg\phi \mid \phi_1 \vee \phi_2 \mid <a> \phi$ *trong đó* $a \in Act$.

Như vậy, *một công thức* hoặc là *"công thức chân lý"* (**tt**), hoặc là *"phủ định một công thức"* ($\neg\phi$), hoặc là *"tuyển của hai công thức"* ($\phi_1 \vee \phi_2$), hoặc là *"công thức phương thức"* ($<a> \phi$ với a là một nhãn của LTS).

Định nghĩa 1.27 *(Một trạng thái có tính chất phương thức) [86].* *Cho hệ thống chuyển gãn nhãn $LTS = (Pr, Act, \rightarrow)$, $P \in Pr$ và logic phương thức M như định nghĩa trên. Nói rằng trạng thái P có tính chất phương thức ϕ (ký hiệu là $P \models_{LTS} \phi$ hoặc ngắn gọn là $P \models \phi$) như diễn giải quy nạp sau đây:*

- $P \models tt$
- $P \models \neg\phi$ *khi và chỉ khi* $\neg(P \models \phi)$
- $P \models \phi_1 \vee \phi_2$ *khi và chỉ khi* $P \models \phi_1$ *hoặc* $P \models \phi_2$
- $P \models <a> \phi$ *khi và chỉ khi* $P' \models \phi$ *với* P' *nào đó mà* $P \xrightarrow{a} P'$
- *Cho* $p \in Prof$, $P \models p$ *khi và chỉ khi* $P \in V(p)$

Tính chất phương thức trên đây của một trạng thái cảm sinh ra các quan hệ giữa các trạng thái dựa trên tính chất phương thức của chúng, trong đó có *quan hệ có cùng tính chất phương thức của hai trạng thái* như định nghĩa dưới đây.

Định nghĩa 1.28 *(Quan hệ có cùng tính chất phương thức) [86].*
Cho hệ thống chuyển gãn nhãn $LTS = (Pr, Act, \rightarrow)$, $P, P' \in Pr$ *và logic phương thức* M. *Nói hai trạng thái* P *và* P' *là* ***có cùng tính chất phương thức*** *(ký hiệu là* $P \equiv_M P'$*) nếu như* $\{\phi \in M : P \models \phi\} = \{\phi \in M : P' \models \phi\}$.

Trong các nghiên cứu về sự tương đồng thành phần và cơ chế giám sát các hệ thống biểu diễn tri thức và lập luận thông qua hành vi truyền thông của hệ thống, mô phỏng hai chiều là một khái niệm thường xuyên được sử dụng. Tương tự hai chiều là một khái niệm song hành với mô phỏng hai chiều [81, 1, 86].

Dưới đây là một định nghĩa về mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều.

Định nghĩa 1.29 *(Mô phỏng hai chiều và Tương tự hai chiều) [86].*
Cho $LTS = (Pr, Act, \rightarrow)$ *là một hệ chuyển gán nhãn.*

Một quan hệ hai ngôi R *trên* Pr *được gọi là* ***mô phỏng hai chiều*** *nếu với mọi cặp hai quá trình* $P, Q \in Pr$ *mà* $R(P, Q)$ *thì:*

- *Với mọi nhãn* $a \in Act$, *với mọi trạng thái* $P' \in Pr$ *mà* $P \xrightarrow{a} P'$, *luôn tồn tại* $Q' \in Pr$ *sao cho* $Q \xrightarrow{a} Q'$ *và* $R(P', Q')$,
- *Với mọi nhãn* $a \in Act$, *với mọi trạng thái* $Q' \in Pr$ *mà* $Q \xrightarrow{a} Q'$, *luôn tồn tại* $P' \in Pr$ *sao cho* $P \xrightarrow{a} P'$ *và* $R(P', Q')$.

Hai trạng thái $P, Q \in Pr$ được gọi là ***tương tự hai chiều****, ký hiệu là $P \sim Q$, nếu tồn tại một mô phỏng hai chiều R nào đó để $R(P, Q)$.*

Theo các định nghĩa trên đây, mô phỏng hai chiều đề cập tới một quan hệ hai ngôi trên tập trạng thái, còn tương tự hai chiều đề cập tới một quan hệ trên tập trạng thái được cảm sinh từ tập tất cả các mô phỏng hai chiều trong một hệ thống chuyển gán nhãn. Định nghĩa mô phỏng hai chiều (tương tự hai chiều) cũng được khái quát hóa thành quan hệ trên hai tập trạng thái của hai hệ thống chuyển gán nhãn khác nhau [86].

1.6.2. Tính chất Hennessy-Milner

M. Hennessy và R. Milner [46] định nghĩa một tính chất (sau này được gọi là "*Tính chất Hennessy-Milner*") nhằm hiểu được chính xác hành vi của một chương trình không đơn định hoặc đồng thời thông qua việc quan sát hành vi truyền thông tới một bộ quan sát (*observer*) chương trình đó. Tính chất nói trên được đặt ra ngay cả trong trường hợp một vài lớp hành vi truyền thông của chương trình (ví dụ, truyền thông nội tại) có thể không quan sát được. Dưới đây giới thiệu sơ bộ về nội dung cơ bản của tính chất Hennessy-Milner.

Cho Pr là tập các tác tử (hoặc chương trình) có năng lực truyền thông theo một dạng nào đó. Một truyền thông với Pr được gọi là một trải nghiệm nguyên tử (*atomic experiment*) lên Pr. Vì hành vi truyền thông có thể thay đổi bản chất của một tác tử và theo nhiều cách thức khác nhau tùy thuộc vào cấu trúc nội tại của tác tử đó, cho nên có thể sử dụng một quan hệ nhị phân trên Pr để ghi lại hiệu ứng qua một trải nghiệm nguyên tử. Do truyền thông có thể mang nhiều nghĩa khác nhau cho nên tồn tại một tập các quan hệ $R_i \subseteq Pr \times Pr, \forall i \in I$. Sử dụng các trải nghiệm nguyên tử này, một chuỗi các mối quan hệ tương đương $\sim_n$ trên Pr được xác định như sau:

- Có $P \sim_o Q$ nếu $P, Q \in Pr$.
- Có $P \sim_{n+1} Q$ nếu

  (i) $\forall i \in I$, $(P, P') \in R_i$ suy ra $\exists Q'$: $(Q, Q') \in R_i$, $P' \sim_n Q'$.

(ii) $\forall i \in I$, $(Q, Q') \in R_i$ suy ra $\exists P'$:$(P, P') \in R_i$, $P' \sim_n Q'$.

Định nghĩa 1.30 *[46]*
Tác tử P được gọi là tương đương quan sát (observationally equivalent) với tác tử Q, ký hiệu là $P \sim Q$ nếu như $P \sim_n Q$ với mọi n.

Với mọi tập con bất kỳ $S \subseteq Pr \times Pr$ luôn xác định tập $E(S)$ như sau: Với mọi $(P, Q) \in Pr \times Pr$: có $(P, Q) \in E(S)$ nếu như $\forall i \in I$:

- Nếu $(P, P') \in R_i$ thì $\exists Q'$: $(Q, Q') \in R_i$, $(P', Q') \in S$.
- Nếu $(Q, Q') \in R_i$ thì $\exists P'$: $(P, P') \in R_i$, $(P', Q') \in S$.

Định nghĩa 1.31 *[46]*
Quan hệ R được gọi là hữu hạn ảnh (image-finite) nếu $\forall P$, $\{P$': $(P, P') \in R\ \}$ là hữu hạn.

Định lý 1.1 *[46] Nếu mỗi quan hệ R là hữu hạn ảnh thì quan hệ $\sim$ là nghiệm lớn nhất của phương trình $S = E(S)$.*

M. Hennessy và R. Milner [46] cung cấp một bộ các đặc trưng cần thiết của tính chất Hennessy-Milner cho phép nắm bắt hoạt động của một tác tử thông qua việc quan sát hành vi truyền thông từ tác tử đó. Chính vì lý do đó, khi một bộ quan sát (chẳng hạn, qua mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều) được xây dựng thì việc kiểm chứng tính chất Hennessy-Milner là một yêu cầu cốt lõi.

Định lý Hennessy-Milner sau đây cung cấp một khung kiểm chứng tính chất Hennessy-Milner điển hình.

Định lý 1.2 *[86]. Cho hệ thống chuyển gãn nhãn $LTS = (Pr, Act, \rightarrow)$, hai trạng thái $P, P' \in Act$ và logic phương thức M.*

- *Nếu $P \sim P'$ thì $P \equiv_M P'$*
- *Nêu LTS là hữu hạn ảnh và $P \equiv_M P'$ thì $P \sim P'$.*

1.7. Nghiên cứu về quản lý không nhất quán và tiếp cận của luận án

Logic mô tả cùng với logic khả năng là rất mạnh mẽ trong biểu diễn tri thức và lập luận để quản lý KNQ, vì vậy, luận án tập trung nghiên cứu hai họ logic này. Hai mục con dưới đây giới thiệu về một số nghiên cứu liên quan và hướng tiếp cận của luận án. Mỗi mục con dưới đây bao gồm hai phần: (i) cung cấp một khảo sát sơ bộ về một số nghiên cứu về quản lý KNQ, (ii) giới thiệu sơ bộ về định hướng nghiên cứu của luận án.

1.7.1. Quản lý KNQ dựa trên logic mô tả

D. F. Savo, 2013 [83] đề xuất một LGMT $DL\text{-}Lite_{A,id,den}$ được thiết kế đặc biệt cho các lĩnh vực phức tạp. Tiếp cận loại bỏ nhất quán được thực thi dựa trên toán tử ASK và TELL trên ngôn ngữ $DL\text{-}Lite_{A,id,den}$ được đề xuất. Z. Bouraoui, 2015 [19] đề nghị một phương pháp quản lý KNQ sử dụng khung lý thuyết khả năng để mở rộng một phần cú pháp và ngữ nghĩa ngôn ngữ LGMT *DL-Lite*. Tác giả đã cung cấp các thuộc tính của *DL-Lite* và chỉ ra cách xác định cấp độ KNQ của cơ sở tri thức bằng cách sử dụng đánh giá truy vấn đạt được bằng cách xác định bao đóng phủ định *DL-Lite*. Phần mở rộng này cho phép xử lý các mức độ ưu tiên hoặc mức độ không chắc chắn giữa các tiên đề *DL-Lite* mà không làm tăng độ phức tạp tính toán. Các toán tử sửa đổi cú pháp, được gọi là các toán tử được loại bỏ ưu tiên (PRSR) được đề xuất. Các toán tử này tuân theo một chiến lược từ điển để loại bỏ một số khẳng định, các bộ bị loại bỏ ưu tiên, để khôi phục tính nhất quán.

Theo tiếp cận dung thứ KNQ, L. K. Spendier và A. R. B. Jayakumar sử dụng logic para-nhất quán. L. K. Spendier [84] đề xuất một quy trình tính toán và ngữ nghĩa cho một lớp lớn các logic para-nhất quán theo ba bước. Trong bước đầu tiên, tác giả chuyển đổi các tiên đề Hilbert của LGMT tương đương thành các luật, do đó tạo ra một phép tính tuần tự cho nó. Trong bước thứ hai, tác giả trích xuất ngữ nghĩa ra khỏi phép tính tuần tự bằng cách sử dụng khung của ma trận không xác định một phần

(PNmatrices). Các ngữ nghĩa cho phép suy luận về các tính chất quan trọng. Tác giả cũng biểu diễn các thủ tục này trong Paralyzer của công cụ TINC. A. R. B. Jayakumar [49] sử dụng mô hình quan hệ para-nhất quán bốn giá trị để xử lý KNQ trong cơ sở dữ liệu.

T. H. Bằng, 2016 [8] đề nghị một dạng ontology mờ, xác định các bài toán KNQ theo ba mức khái niệm, quan hệ và diễn dịch trong ontology mờ đó và đề xuất các thuật toán tích hợp ontology xử lý KNQ ở từng mức khái niệm-quan hệ-diễn dịch nói trên. N. V. Trung 2018 [92] tập trung nghiên cứu các kỹ thuật xử lý tri thức KNQ trong ontology theo hai tác vụ truy vấn và tích hợp; tác giả đề nghị một phương pháp sử dụng khoảng cách ngữ nghĩa theo ontology tham chiếu trong hàm chọn của khung lập luận với ontology KNQ và sử dụng lý thuyết đồng thuận để xử lý xung đột mức tiên đề và mức khái niệm bằng một cấu trúc hội các toán hạng (literal).

D. Ratcliffe, 2018 [78] định hướng vào bài toán quy nạp khái niệm trong cơ sở tri thức OWL. Vào năm 2015, T. T. Lương [56] cũng tiến hành nghiên cứu các kỹ thuật biểu diễn tri thức trong LGMT và đề nghị giải pháp phân lớp khái niệm trên cơ sở LGMT. Trong bài toán học khái niệm này, phần giao của tập ví dụ dương và tập ví dụ âm là khác rỗng.

Xây dựng mô phỏng hai chiều (tương tự hai chiều), kiểm chứng tính bảo toàn và tính chất Hennessy-Milner đối với LGMT mở rộng là một yêu cầu cần thiết. Tuy nhiên, trong các công trình nghiên cứu kể trên, mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều, tính bảo toàn và tính chất Hennessy-Milner chưa được đề cập.

Mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều và học khái niệm trong các LGMT thuộc một lớp đủ rộng đã được tiến hành trong các nghiên cứu của L.A.Nguyen, A.R. Divroodi và cộng sự [33, 68, 70, 43, 30, 34, 56, 32, 67], trong đó, luận án của A. R. Divroodi [30] là một nghiên cứu điển hình. Tác giả mở rộng các kết quả nghiên cứu về tính tương đương hành vi dựa trên logic của các hệ thống theo diễn giải logic modal (một số học giả dùng thuật ngữ tiếng Việt *logic phương thức*) sang các hệ thống theo diễn giải LGMT.

Luận án này lựa chọn đối tượng nghiên cứu là LGMT para-nhất quán bốn giá trị và LGMT mờ theo ngữ nghĩa Gódel. Ngữ nghĩa của para-nhất quán cho LGMT được đề cập dựa trên ngữ nghĩa para-nhất quán được trình bày trong các nghiên cứu trước đây [3, 61, 57, 93, 66, 69, 60, 67]. LGMT mờ theo ngữ nghĩa Gódel được lựa chọn do khuyến cáo của F. Bobillo và cộng sự [16] là ngữ nghĩa mờ Gódel rất thú vị để nghiên cứu. Một mặt, *chuẩn t* (*t-norm*) và *chuẩn s* (*s-norm* còn được gọi là *t-conorm*) theo ngữ nghĩa mờ Gódel giống như theo ngữ nghĩa mờ Zadeh cho nên cho tiềm năng ứng dụng rộng rãi trong ontology mờ vì các chuẩn nói trên cho phép việc kết hợp là không phụ thuộc chi tiết vào các ontology thành phần. Mặt khác, toán tử kéo theo (*R-implication*) theo ngữ nghĩa Gódel có tính logic tốt tránh được các hiệu ứng phản trực giác (*counter-intuitive effects* của toán tử kéo theo theo ngữ nghĩa Zadeh.

Với mỗi loại hình LGMT mở rộng được lựa chọn, luận án tập trung giải quyết hai vấn đề chính. Thứ nhất, cần định nghĩa mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều. Thứ hai, cần định nghĩa và chứng minh tính bảo toàn và tính chất Hennessy-Milner cho mô phỏng hai chiều (và tương tự hai chiều). Hơn nữa, bài toán học khái niệm cần được định nghĩa và đưa ra mô hình giải quyết.

Chương 2 của luận án tập trung vào LGMT para-nhất quán. Luận án định nghĩa mô phỏng hai chiều dưới dạng quan hệ trên hai miền $\Delta^{\mathcal{I}}$ và $\Delta^{\mathcal{I}'}$ của diễn dịch, còn tương tự hai chiều là một quan hệ trên hai miền trên được dẫn xuất từ tập các mô phỏng hai chiều. Tính bảo toàn thông tin và tính chất Hennessy-Milner cũng được phát biểu và chứng minh.

Chương 3 của luận án tập trung vào LGMT mờ theo ngữ nghĩa Gódel: Luận án định nghĩa mô phỏng hai chiều mờ dưới dạng quan hệ mờ trên hai miền $\Delta^{\mathcal{I}}$ và $\Delta^{\mathcal{I}'}$, còn tương tự hai chiều mờ là quan hệ một quan hệ trên hai miền nói trên được dẫn xuất từ tập các mô phỏng hai chiều mờ. Tương tự như Chương 2, tính bảo toàn thông tin và tính chất Hennessy-Milner cũng được phát biểu và chứng minh.

Phát triển các mô hình học khái niệm dựa trên LGMT được A.L. Nguyen và cộng sự tiến hành [70, 43, 89, 56, 91], Chương 2 của luận án đưa ra một mô hình học khái niệm dựa trên LGMT para-nhất quán bốn giá trị.

1.7.2. Quản lý KNQ dựa trên logic khả năng với khung tranh luận và đàm phán

Logic khả năng cũng cung cấp một nền tảng tốt cho biểu diễn tri thức và lập luận, đặc biệt trong tích hợp tri thức [36, 71, 72]. Khung nhìn tranh luận và đàm phán được P. M. Dung [36] đề xuất có một tầm ảnh hưởng rộng trong các nghiên cứu. Theo quan điểm về đàm phán, tích hợp tri thức là một quá trình mà trong đó một số tác tử sẽ thực hiện một số nhượng bộ trong các cơ sở tri thức của chúng để có thể đạt được sự đồng thuận. Các tác tử được giả thiết là trung thực, có lý trí và hợp tác, tức là các tác tử này cung cấp các cơ sở tri thức thực sự của mình, mong muốn duy trì được càng nhiều càng tốt các tri thức của chúng và chấp nhận tất cả tri thức từ những tác tử khác miễn là chúng KNQ với các tri thức của mình. Tuy nhiên, giả thiết về tính vụ lợi của các tác tử là rất phổ biến trong các hệ thống đa tác tử, khi đó các tác tử luôn cố gắng để đạt được càng nhiều lợi ích (giữ gìn tri thức riêng của chúng) càng tốt. Như được giới thiệu ở trên, T. H. Tran và cộng sự [88] đề xuất một giải pháp tích hợp tri thức bằng đàm phán khác khắc phục được hiệu ứng bị chìm, tuy nhiên, nó vẫn còn bị phụ thuộc vào cú pháp. Điều có có nghĩa là cần tiếp tục các nghiên cứu đề xuất các giải pháp cải tiến các mô hình quản lý KNQ dựa trên logic khả năng.

Kết quả nghiên cứu quản lý KNQ của luận án trong việc đề nghị các mô hình và giải pháp khai thác trạng thái tri thức và thái độ đàm phán hiện thời của các tác tử nhằm nâng cao tính chất tối ưu hóa trong tích hợp tri thức được trình bày trong Chương 4.

1.8. Kết luận chương 1

Chương này giới thiệu các khái niệm cơ bản liên quan đến bài toán xử lý tri thức KNQ theo tiếp cận logic mô tả, logic para-nhất quán và logic khả năng. Hai kiểu logic được giới thiệu có nhiều lợi thế cho quản lý KNQ. Khái niệm và nội dung cốt lõi nhất về mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều và tính chất Hennessy-Milner đã được giới thiệu nhằm cung cấp những yếu tố cơ bản nhất cần được quan tâm trong các hệ thống quản lý tri thức (nói chung) và các hệ thống quản lý tri thức dựa trên LGMT (nói riêng). Các khái niệm và nội dung liên quan được giới thiệu về logic mô tả, mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều và tính chất Hennessy-Milner sẽ được sử dụng trong Chương 2 và Chương 3. Các khái niệm và nội dung liên quan về logic khả năng sẽ được sử dụng trong Chương 4.

Chương 2

LOGIC MÔ TẢ PARA-NHẤT QUÁN BỐN GIÁ TRỊ: MÔ PHỎNG HAI CHIỀU, TÍNH CHẤT HENNESSY-MILNER VÀ ỨNG DỤNG HỌC KHÁI NIỆM

Chương này trình bày các kết quả nghiên cứu của luận án về mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều trong LGMT para-nhất quán và ứng dụng mô hình LGMT para-nhất quán vào bài toán học khái niệm.
Như đã được giới thiệu ở Chương 1, xử lý KNQ theo dung thứ dựa trên LGMT mở rộng cần bao gồm hai nội dung chính. Thứ nhất, cần lựa chọn kiểu LGMT mở rộng bao gói được tình huống KNQ để làm nền tảng xây dựng các hệ thống biểu diễn và suy diễn tri thức KNQ dựa trên LGMT mở rộng. Thứ hai, cần cung cấp các cơ chế để đảm bảo rằng các hệ thống được thiết kế dựa trên LGMT mở rộng vận hành một cách tin cậy.
Mục đầu tiên của chương này giới thiệu sơ bộ về một số nội dung nhận được từ các nghiên cứu về mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều và học khái niệm trong các LGMT. Mục tiếp theo giới thiệu một LGMT para-nhất quán bốn giá trị (cung cấp cách thức biểu diễn KNQ trong LGMT mở rộng này) và một quan hệ tương tự hai chiều (cung cấp một quan hệ tương đương logic phục vụ cơ chế giám sát hành vi của các hệ thống và tính không phân biệt được của các đối tượng trong LGMT para-nhất quán). Hai mục tiếp theo diễn giải rằng mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều đáp ứng được các yêu cầu cốt lõi. Phát biểu và chứng minh tính

bảo toàn thông tin đối với mô phỏng/tương tự hai chiều được trình bày tại mục thứ ba. Mục thứ tư trình bày phát biểu và chứng minh tính chất Hennessy-Milner của mô phỏng/tương tự hai chiều. Mục cuối cùng phát biểu bài toán học khái niệm trong logic para-nhất quán bốn giá trị và triển khai các thực nghiệm liên quan.

2.1. Nghiên cứu về mô phỏng hai chiều trong LGMT

Tồn tại một số kết quả nghiên cứu về mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều trong LGMT và các nghiên cứu của L.A.Nguyen, A.R. Divroodi và cộng sự là khá tiêu biểu. Nội dung các công trình [33, 68, 70, 43, 30, 34, 56, 32, 67] cho thấy L.A.Nguyen, A.R. Divroodi và cộng sự đã tiến hành các nghiên cứu công phu và toàn diện về mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều và học khái niệm trong các LGMT thuộc một lớp đủ rộng. Nói riêng, luận án tiến sỹ của A.R. Divroodi [30] là một công trình nghiên cứu toàn diện về các chủ đề nghiên cứu nói trên, cung cấp các kết quả lý thuyết tốt, không chỉ về các điều kiện mô phỏng hai chiều, các kết quả bảo toàn và bảo toàn đối với các thành phần trong cơ sở tri thức của một lớp LGMT đủ rộng (ALC_{reg}), mà còn về khía cạnh phân tách tính biểu cảm của LGMT và khả năng học khái niệm trong lớp các LGMT ALC_{reg}.

Nghiên cứu của L.A. Nguyen, A.R. Divroodi và cộng sự về mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều và học khái niệm trong các LGMT cho thấy:

- Mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều trong LGMT đảm bảo tính chất Hennessy-Milner và một số tính chất cốt lõi khác được chứng minh là có ý nghĩa quan trọng cả về khía cạnh tin cậy của các hệ thống thông tin ứng dụng lẫn về phương diện học khái niệm trong LGMT. Khi LGMT trở thành ngôn ngữ ontology của các hệ thống biểu diễn và lập luận tri thức, trong đó có ngôn ngữ ontology Web OWL 2, lợi thế này càng có ý nghĩa thực tiễn cao.
- Tương tự hai chiều trong LGMT cho khả năng hợp nhất các cá thể là cơ sở cho phép rút gọn các mô hình cơ sở tri thức để nhận được các mô hình cơ sở tri thức LGMT đơn giản và đủ nhỏ để tiết kiệm không gian lưu trữ và nâng cao hiệu quả lập luận của các hệ thống biểu diễn

tri thức và lập luận.

- Các đối tượng trong LGMT không chỉ được mô tả bằng các tính chất mà còn được mô tả bằng các quan hệ giữa chúng, vì vậy, học khái niệm trong LGMT cần được giải quyết bằng các phương pháp riêng sao cho khai thác được đặc thù này.

Dựa trên và tiếp nối các nghiên cứu của L.A. Nguyen, A.R. Divroodi và cộng sự về mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều và học khái niệm trong LGMT, luận án này định hướng vào các lớp LGMT mở rộng phù hợp với tiếp cận dung thứ KNQ. Chương này tập trung vào LGMT para-nhất quán, chương tiếp theo tập trung vào LGMT mờ và đây là hai lớp LGMT mở rộng phù hợp với tiếp cận dung thứ KNQ.

2.2. LGMT para-nhất quán bốn giá trị

Cú pháp của LGMT para-nhất quán là dựa trên cú pháp của LGMT $\mathcal{ALC}_\Phi$ truyền thống (như được giới thiệu trong Chương 1) với một số thay đổi ngữ nghĩa [68] (như được giới thiệu dưới đây) giúp che khuất đi tri thức KNQ có trong LGMT.

2.2.1. Ngữ nghĩa của LGMT para-nhất quán bốn giá trị

Ngữ nghĩa của para-nhất quán cho LGMT được giới thiệu ở đây dựa trên ngữ nghĩa para-nhất quán đã được trình bày trong các nghiên cứu trước đây [3, 61, 57, 93, 66, 69, 60, 67].

Định nghĩa 2.1 *(Ngữ nghĩa para-nhất quán).*
Ngữ nghĩa para-nhất quán $\mathfrak{s}$ được đặc trưng bằng bốn tham số $\mathfrak{s}_{\mathtt{C}}$, $\mathfrak{s}_{\mathtt{R}}$, $\mathfrak{s}_{\mathtt{\forall\exists Q}}$, $\mathfrak{s}_{\mathtt{GCI}}$ với các ý nghĩa được mô tả trực quan như sau:

- $\mathfrak{s}_{\mathtt{C}} \in \{2, 3, 4\}$ *đặc tả số lượng giá trị chân lý có thể của khẳng định dạng $A(x)$, trong đó $A \in \mathbf{C}$. Trong trường hợp $\mathfrak{s}_{\mathtt{C}} = 2$, các giá trị chân lý của $A(x)$ là $\mathfrak{t}$ (true: "đúng") và $\mathfrak{f}$ (false: "sai"). Trong trường hợp $\mathfrak{s}_{\mathtt{C}} = 3$, giá trị chân lý thứ ba là $\mathfrak{i}$ (inconsistent: "KNQ"). Trong trường hợp $\mathfrak{s}_{\mathtt{C}} = 4$, giá trị chân lý thứ tư sẽ là $\mathfrak{u}$ (unknown: "chưa biết") như* *trong công thức 2.1 dưới đây. Khi $\mathfrak{s}_{\mathsf{C}} = 3$, có thể đồng nhất KNQ với thiếu tri thức và giá trị thứ ba* $\mathfrak{i}$ *được xem hoặc là KNQ (inconsistent) hoặc là chưa biết (unknown).*

- $\mathfrak{s}_{\mathsf{R}} \in \{2, 3, 4\}$ *đặc tả số lượng giá trị chân lý có thể của khẳng định dạng $(x, y) \in r^{\mathcal{I}}$, trong đó $r \in \mathcal{R}$. Các trường hợp $\mathfrak{s}_{\mathsf{R}} = 2$, $\mathfrak{s}_{\mathsf{R}} = 3$ và $\mathfrak{s}_{\mathsf{R}} = 4$ được diễn giải như các trường hợp tương ứng của $\mathfrak{s}_{\mathsf{C}}$.*
- $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathsf{Q}} \in \{+, \pm\}$ *đặc tả hai ngữ nghĩa được áp dụng cho các khái niệm dạng $\forall R.C$, $\exists R.C$, $\leq n\, R.C$ hoặc $\geq n\, R.C$.*
- $\mathfrak{s}_{\mathtt{GCI}} \in \{\mathsf{w}, \mathsf{m}, \mathsf{s}\}$ *đặc tả một trong ba ngữ nghĩa cho các bao hàm khái niệm tổng quát (General Concept Inclusion):* w *(weak: "yếu"),* m *(moderate: "trung bình") và* s *(strong: "mạnh").*

Như vậy, trong phạm vi của luận án, ngữ nghĩa para-nhất quán $\mathfrak{s}$ được xem xét là bộ bốn $\langle \mathfrak{s}_{\mathsf{C}}, \mathfrak{s}_{\mathsf{R}}, \mathfrak{s}_{\forall\exists\mathsf{Q}}, \mathfrak{s}_{\mathtt{GCI}} \rangle$. Gọi tập các ngữ nghĩa para-nhất quán được xem xét là:

$$\mathfrak{S} = \{2, 3, 4\} \times \{2, 3, 4\} \times \{+, \pm\} \times \{\mathsf{w}, \mathsf{m}, \mathsf{s}\}.$$

Như giới thiệu trong Chương 1, một định nghĩa về diễn dịch (ánh xạ từ một biểu diễn cú pháp tới một giá trị ngữ nghĩa) trong LGMT para-nhất quán bốn giá trị cần được đưa ra.

Định nghĩa 2.2 *(*$\mathfrak{s}$-diễn dịch*).*
Cho một ngữ nghĩa LGMT para-nhất quán bốn giá trị $\mathfrak{s} \in \mathfrak{S}$, một $\mathfrak{s}$-diễn dịch *($\mathfrak{s}$-interpretation) $\mathcal{I}$ là cặp $\langle \Delta^{\mathcal{I}}, \cdot^{\mathcal{I}} \rangle$, trong đó*
(i) $\Delta^{\mathcal{I}}$ là một tập khác rỗng được gọi là miền,
(ii) $\cdot^{\mathcal{I}}$ là một hàm diễn dịch ánh xạ:
• *tên cá thể a bất kỳ tới một phần tử $a^{\mathcal{I}} \in \Delta^{\mathcal{I}}$,*
• *tên khái niệm A bất kỳ tới một cặp $A^{\mathcal{I}} = \langle A^{\mathcal{I}}_+, A^{\mathcal{I}}_- \rangle$ hai tập con $A^{\mathcal{I}}_+$, $A^{\mathcal{I}}_-$ của $\Delta^{\mathcal{I}}$,*
• *tên vai trò r bất kỳ tới một cặp $r^{\mathcal{I}} = \langle r^{\mathcal{I}}_+, r^{\mathcal{I}}_- \rangle$ hai quan hệ hai ngôi $r^{\mathcal{I}}_+$, $r^{\mathcal{I}}_-$ trên $\Delta^{\mathcal{I}}$*
theo các trường hợp giá trị *của $\mathfrak{s}_{\mathsf{C}}$, $\mathfrak{s}_{\mathsf{R}}$ như sau:*

$$\mathfrak{s}_{\mathsf{C}} = 2 : A^{\mathcal{I}}_+ = \Delta^{\mathcal{I}} \setminus A^{\mathcal{I}}_- \tag{2.1}$$

$$\mathfrak{s}_{\mathtt{C}} = 3 : A_+^{\mathcal{I}} \cup A_-^{\mathcal{I}} = \Delta^{\mathcal{I}} \tag{2.2}$$

$$\mathfrak{s}_{\mathtt{R}} = 2 : r_+^{\mathcal{I}} = (\Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}}) \setminus r_-^{\mathcal{I}} \tag{2.3}$$

$$\mathfrak{s}_{\mathtt{R}} = 3 : r_+^{\mathcal{I}} \cup r_-^{\mathcal{I}} = \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}} \tag{2.4}$$

• *Hàm diễn dịch* $\cdot^{\mathcal{I}}$ *ánh xạ một vai trò* R *tới một cặp* $R^{\mathcal{I}} = (R_+^{\mathcal{I}}, R_-^{\mathcal{I}})$. *Trong trường hợp* $R \notin \mathcal{R}$ ($R = r^-$ *hoặc* $R = U$), *ánh xạ này được định nghĩa như sau:*

$$\begin{array}{rcl} (r^-)^{\mathcal{I}} & = & ((r_+^{\mathcal{I}})^{-1}, (r_-^{\mathcal{I}})^{-1}) \\ U^{\mathcal{I}} & = & (\Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}}, \emptyset). \end{array}$$

• *Hàm diễn dịch* $\cdot^{\mathcal{I}}$ *ánh xạ một khái niệm phức* C *tới một cặp* $C^{\mathcal{I}} = \langle C_+^{\mathcal{I}}, C_-^{\mathcal{I}} \rangle$ *các tập con của* $\Delta^{\mathcal{I}}$ *được xác định như sau (Lưu ý, ký hiệu* $\#$ *là chỉ lực lượng của một tập):*

$$\begin{array}{lll} 1)\ \top^{\mathcal{I}} & = & \langle \Delta^{\mathcal{I}}, \emptyset \rangle \\ 2)\ \bot^{\mathcal{I}} & = & \langle \emptyset, \Delta^{\mathcal{I}} \rangle \\ 3)\ (\{a\})^{\mathcal{I}} & = & \langle \{a^{\mathcal{I}}\}, \Delta^{\mathcal{I}} \setminus \{a^{\mathcal{I}}\} \rangle \\ 4)\ (\neg C)^{\mathcal{I}} & = & \langle C_-^{\mathcal{I}}, C_+^{\mathcal{I}} \rangle \\ 5)\ (C \sqcap D)^{\mathcal{I}} & = & \langle C_+^{\mathcal{I}} \cap D_+^{\mathcal{I}}, C_-^{\mathcal{I}} \cup D_-^{\mathcal{I}} \rangle \\ 6)\ (C \sqcup D)^{\mathcal{I}} & = & \langle C_+^{\mathcal{I}} \cup D_+^{\mathcal{I}}, C_-^{\mathcal{I}} \cap D_-^{\mathcal{I}} \rangle \\ 7)\ (\exists R.\mathtt{Self})^{\mathcal{I}} & = & \big\langle \{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid (x,x) \in R_+^{\mathcal{I}}\}, \\ & & \quad \{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid (x,x) \in R_-^{\mathcal{I}}\} \big\rangle; \end{array}$$

Nếu $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = +$ *thì*

$$\begin{array}{c} (\exists R.C)^{\mathcal{I}} = \big\langle \{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \exists y((x,y) \in R_+^{\mathcal{I}} \wedge y \in C_+^{\mathcal{I}})\}, \\ \{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \forall y((x,y) \in R_+^{\mathcal{I}} \to y \in C_-^{\mathcal{I}})\} \big\rangle \\ (\forall R.C)^{\mathcal{I}} = \big\langle \{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \forall y((x,y) \in R_+^{\mathcal{I}} \to y \in C_+^{\mathcal{I}})\}, \\ \{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \exists y((x,y) \in R_+^{\mathcal{I}} \wedge y \in C_-^{\mathcal{I}})\} \big\rangle; \end{array}$$

$$\begin{array}{l} (\geq n\, R.C)^{\mathcal{I}} = \big\langle \{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \#\{y \mid (x,y) \in R_+^{\mathcal{I}} \wedge y \in C_+^{\mathcal{I}}\} \geq n\}, \\ \quad \{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \#\{y \mid (x,y) \in R_+^{\mathcal{I}} \wedge y \notin C_-^{\mathcal{I}}\} < n\} \big\rangle \\ (\leq n\, R.C)^{\mathcal{I}} = \big\langle \{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \#\{y \mid (x,y) \in R_+^{\mathcal{I}} \wedge y \notin C_-^{\mathcal{I}}\} \leq n\}, \\ \quad \{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \#\{y \mid (x,y) \in R_+^{\mathcal{I}} \wedge y \in C_+^{\mathcal{I}}\} > n\} \big\rangle; \end{array}$$

Nếu $\mathfrak{s}_{\forall\exists Q} = \pm$ *thì*

$$\begin{aligned}(\exists R.C)^{\mathcal{I}} = \big\langle &\{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \exists y((x,y) \in R_+^{\mathcal{I}} \land y \in C_+^{\mathcal{I}})\},\\ &\{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \forall y((x,y) \notin R_-^{\mathcal{I}} \to y \in C_-^{\mathcal{I}})\}\big\rangle\\ (\forall R.C)^{\mathcal{I}} = \big\langle &\{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \forall y((x,y) \notin R_-^{\mathcal{I}} \to y \in C_+^{\mathcal{I}})\},\\ &\{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \exists y((x,y) \in R_+^{\mathcal{I}} \land y \in C_-^{\mathcal{I}})\}\big\rangle;\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}(\geq n\, R.C)^{\mathcal{I}} = \big\langle &\{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \#\{y \mid (x,y) \in R_+^{\mathcal{I}} \land y \in C_+^{\mathcal{I}}\} \geq n\},\\ &\{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \#\{y \mid (x,y) \notin R_-^{\mathcal{I}} \land y \notin C_-^{\mathcal{I}}\} < n\}\big\rangle\\ (\leq n\, R.C)^{\mathcal{I}} = \big\langle &\{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \#\{y \mid (x,y) \notin R_-^{\mathcal{I}} \land y \notin C_-^{\mathcal{I}}\} \leq n\},\\ &\{x \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \#\{y \mid (x,y) \in R_+^{\mathcal{I}} \land y \in C_+^{\mathcal{I}}\} > n\}\big\rangle.\end{aligned}$$

Cho Γ *là một tập các khái niệm, ký hiệu* $\Gamma_+^{\mathcal{I}} = \bigcap\{C_+^{\mathcal{I}} \mid C \in \Gamma\}$, $\Gamma_-^{\mathcal{I}} = \bigcup\{C_-^{\mathcal{I}} \mid C \in \Gamma\}$ *và* $\Gamma^{\mathcal{I}} = (\Gamma_+^{\mathcal{I}}, \Gamma_-^{\mathcal{I}})$. *Quan sát trực tiếp cho thấy nếu* Γ *là hữu hạn, thì* $\Gamma^{\mathcal{I}} = (\bigsqcap \Gamma)^{\mathcal{I}}$.

Lưu ý, hai tập $A_+^{\mathcal{I}}$ và $A_-^{\mathcal{I}}$ rời nhau khi $\mathfrak{s}_{\mathtt{C}}$ =2 (công thức **2.1**), có thể giao nhau khi $\mathfrak{s}_{\mathtt{C}}$ =3 (công thức **2.2**); tương tự, hai quan hệ $r_+^{\mathcal{I}}$ và $r_-^{\mathcal{I}}$ rời nhau khi $\mathfrak{s}_{\mathtt{R}}$ =2 (công thức **2.3**), có thể giao nhau khi $\mathfrak{s}_{\mathtt{R}}$ =3 (công thức **2.4**).

Nhận xét 2 *[70]* .
Hàm diễn dịch có thể được diễn giải như một ánh xạ từ miền diễn dịch tới tập bốn giá trị LGMT para-nhất quán $\{\mathfrak{t}, \mathfrak{f}, \mathfrak{i}, \mathfrak{u}\}$.

- *Với* $A^{\mathcal{I}} = \langle A_+^{\mathcal{I}}, A_-^{\mathcal{I}}\rangle$: $A_+^{\mathcal{I}}$ *là tập các khẳng định của* A *và* $A_-^{\mathcal{I}}$ *là tập các phủ định của* A. *Như vậy, có thể coi* $A^{\mathcal{I}}$ *như một hàm từ* $\Delta^{\mathcal{I}}$ *tới* $\{\mathfrak{t}, \mathfrak{f}, \mathfrak{i}, \mathfrak{u}\}$ *được xác định như sau:*

$$A^{\mathcal{I}}(x) = \begin{cases} \mathfrak{t} & \textit{đối với } x \in A_+^{\mathcal{I}} \textit{ và } x \notin A_-^{\mathcal{I}} \\ \mathfrak{f} & \textit{đối với } x \in A_-^{\mathcal{I}} \textit{ và } x \notin A_+^{\mathcal{I}} \\ \mathfrak{i} & \textit{đối với } x \in A_+^{\mathcal{I}} \textit{ và } x \in A_-^{\mathcal{I}} \\ \mathfrak{u} & \textit{đối với } x \notin A_+^{\mathcal{I}} \textit{ và } x \notin A_-^{\mathcal{I}} \end{cases} \tag{2.5}$$

Một cách không hình thức, có thể coi $A^{\mathcal{I}}(x)$ *như là giá trị chân lý của* $x \in A^{\mathcal{I}}$. *Lưu ý,* $A^{\mathcal{I}}(x) \in \{\mathfrak{t}, \mathfrak{f}\}$ *nếu* $\mathfrak{s}_{\mathtt{C}} = 2$, *và* $A^{\mathcal{I}}(x) \in \{\mathfrak{t}, \mathfrak{f}, \mathfrak{i}\}$ *nếu* $\mathfrak{s}_{\mathtt{C}} = 3$.

- *Diễn giải một cách tương tự đối với* $r^{\mathcal{I}} = \langle r_+^{\mathcal{I}}, r_-^{\mathcal{I}}\rangle$, *trong đó,*

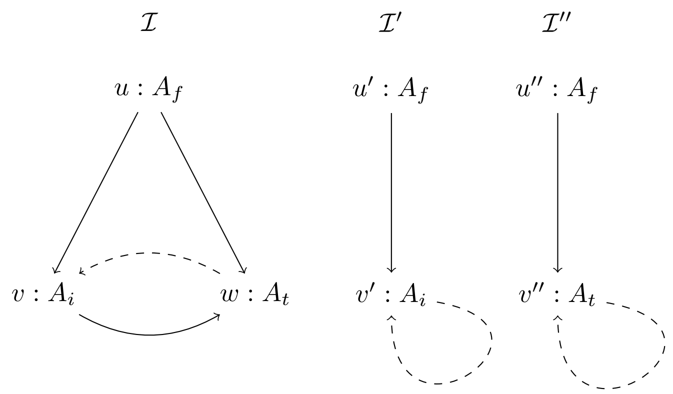
$r^{\mathcal{I}}(x,y) \in \{\mathfrak{t},\mathfrak{f}\}$ *nếu* $\mathfrak{s}_{\mathrm{R}} = 2$, *và* $r^{\mathcal{I}}(x,y) \in \{\mathfrak{t},\mathfrak{f},\mathfrak{i}\}$ *nếu* $\mathfrak{s}_{\mathrm{R}} = 3$.

Nhận xét 3 *(Diễn giải Nhận xét 2 cho khái niệm phức).*
Nhận xét **2** *vẫn đúng đối với các khái niệm phức [58, 57, 66, 69, 68, 87, 94], có nghĩa là hàm diễn dịch đối với khái niệm phức cho một hàm từ miền diễn dịch tới bốn giá trị LGMT para-nhất quán.*
Như một ví dụ cụ thể, đặt $C^{\mathcal{I}}(x) = \mathfrak{i}$ *khi* $x \in C^{\mathcal{I}}_{+}$ *và* $x \in C^{\mathcal{I}}_{-}$.
• $C^{\mathcal{I}}$ *được xác định theo cách thức chuẩn [58, 57, 94, 66, 69, 68] khi* C *có dạng* $\top$, $\bot$, $\neg D$, $D \sqcap D'$ *hoặc* $D \sqcup D'$.
• *Khi* $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathrm{Q}} = +$ *thì* $(\forall R.C)^{\mathcal{I}}$ *và* $(\exists R.C)^{\mathcal{I}}$ *được xác định như [58, 57, 94], như [66, 69, 68] khi* $\mathfrak{s}_{\forall\exists} = +$, *và như dùng ngữ nghĩa A [87].*
• *Khi* $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathrm{Q}} = \pm$ *thì* $(\forall R.C)^{\mathcal{I}}$ *và* $(\exists R.C)^{\mathcal{I}}$ *được xác định giống như như [66, 69, 68] đối với* $\mathfrak{s}_{\forall\exists} = \pm$ *và sử dụng ngữ nghĩa B như [87]. Tham số* $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathrm{Q}}$ *cũng chỉ dẫn cách xác định* $(\geq n\, R.D)^{\mathcal{I}}$ *và* $(\leq n\, R.D)^{\mathcal{I}}$.
• *Trong trường hợp* $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathrm{Q}} = +$ *thì* $(\geq n\, R.D)^{\mathcal{I}}$ *và* $(\leq n\, R.D)^{\mathcal{I}}$ *được xác định giống như [58, 57, 94, 66, 69, 68], tuy nhiên, đối với trường hợp* $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathrm{Q}} = \pm$ *thì chúng được xác định theo cách đảm bảo các tính chất sau đây:*

$$(\exists R.C)^{\mathcal{I}} = (\geq 1\, R.C)^{\mathcal{I}}, \qquad (\forall R.C)^{\mathcal{I}} = (\leq 0\, R.\neg C)^{\mathcal{I}}.$$

Ví dụ 2.1 . *Cho* $\mathbf{C} = \{A\}$, $\mathcal{R} = \{r\}$ *và* $\mathbf{I} = \{a\}$.
Xét một ngữ nghĩa para-nhất quán $\mathfrak{s}$ *với* $\mathfrak{s}_{\mathrm{C}} = \mathfrak{s}_{\mathrm{R}} = 3$ *và các* $\mathfrak{s}$*-diễn dịch* $\mathcal{I}$, $\mathcal{I}'$ *và* $\mathcal{I}''$ *được xác định và minh hoạ như sau:*

- $\Delta^{\mathcal{I}} = \{u,v,w\}$, $a^{\mathcal{I}} = u$, $A^{\mathcal{I}} = \langle\{v,w\},\{u,v\}\rangle$,
  $r^{\mathcal{I}} = \langle\{\langle u,v\rangle,\langle u,w\rangle,\langle v,w\rangle,\langle w,v\rangle\},$
  $\{\langle u,u\rangle,\langle v,u\rangle,\langle w,u\rangle,\langle v,v\rangle,\langle w,w\rangle,\langle w,v\rangle\}\rangle$,
- $\Delta^{\mathcal{I}'} = \{u',v'\}$, $a^{\mathcal{I}'} = u'$,
  $A^{\mathcal{I}'} = \langle\{v'\},\{u',v'\}\rangle$,
  $r^{\mathcal{I}'} = \langle\{\langle u',v'\rangle,\langle v',v'\rangle\},\{\langle u',u'\rangle,\langle v',v'\rangle,\langle v',u'\rangle\}\rangle$,
- $\Delta^{\mathcal{I}''} = \{u'',v''\}$, $a^{\mathcal{I}''} = u''$,
  $A^{\mathcal{I}''} = \langle\{v''\},\{u''\}\rangle$,
  $r^{\mathcal{I}''} = \langle\{\langle u'',v''\rangle,\langle v'',v''\rangle\},\{\langle u'',u''\rangle,\langle v'',v''\rangle,\langle v'',u''\rangle\}\rangle$.



Hình 2.1: Ví dụ ngữ nghĩa para-nhất quán

Trong hình 2.1, ký hiệu $x : A_f$ có nghĩa là $A(x)$ là sai. Trong một $\mathfrak{s}$-diễn dịch, nếu không có cung từ nút x tới nút y, thì $r(x, y)$ là sai.

Tương tự, ký hiệu $x : A_t$ có nghĩa là $A(x)$ là đúng, và một cạnh liền nét từ nút x tới nút y cho biết $r(x, y)$ là đúng.

ký hiệu $x : A_i$ nghĩa là $A(x)$ là KNQ và một cạnh đứt nét từ nút x tới nút y cho biết $r(x, y)$ là KNQ. Không phụ thuộc $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}}$, ta có:

- $(\exists r.A)^{\mathcal{I}} = \langle \{u, v, w\}, \{w\} \rangle$,
- $(\forall r.A)^{\mathcal{I}} = \langle \{u, v, w\}, \{u, w\} \rangle$,
- $(\geq 2\, r.A)^{\mathcal{I}} = \langle \{u\}, \{u, v, w\} \rangle$,
- $(\leq 1\, r.\neg A)^{\mathcal{I}} = \langle \{u, v, w\}, \emptyset \rangle$,
- $(\exists r.\mathtt{Self})^{\mathcal{I}} = \langle \emptyset, \{u, v, w\} \rangle$,
- $(\exists r.A)^{\mathcal{I}'} = \langle \{u', v'\}, \{u', v'\} \rangle$,
- $(\forall r.A)^{\mathcal{I}'} = \langle \{u', v'\}, \{u', v'\} \rangle$,
- $(\exists r.\mathtt{Self})^{\mathcal{I}'} = \langle \{v'\}, \{u', v'\} \rangle$.

Tuy nhiên,

- $(\exists r.A)^{\mathcal{I}''} = \langle \{u'', v''\}, \emptyset \rangle$ nếu $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = +$, và
- $(\exists r.A)^{\mathcal{I}''} = \langle \{u'', v''\}, \{v''\} \rangle$ nếu $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = \pm$.

Có thể thấy rằng, nếu $\mathfrak{s}_{\mathtt{R}} = 2$ thì $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}}$ là không cần thiết. Cũng như vậy, luật De Morgan đúng cho bộ tạo theo ngữ nghĩa bất kỳ trong $\mathfrak{S}$. Các biểu thức có nghĩa là: nếu $\mathfrak{s}_{\mathtt{C}} \in \{2,3\}$ và $\mathfrak{s}_{\mathtt{R}} \in \{2,3\}$ thì $\mathfrak{s}$ là một ngữ nghĩa ba giá trị; nếu $\mathfrak{s}_{\mathtt{C}} = \mathfrak{s}_{\mathtt{R}} = 2$ thì $\mathfrak{s}$ là một ngữ nghĩa hai giá trị.

Mệnh đề 2.1 *[70]*
Giả sử $\mathfrak{s} \in \mathfrak{S}$ là một ngữ nghĩa với $\mathfrak{s}_{\mathtt{C}} \in \{2,3\}$ và $\mathfrak{s}_{\mathtt{R}} \in \{2,3\}$. Giả sử $\mathcal{I}$ là một $\mathfrak{s}$-diễn dịch, C là một khái niệm, và R là một vai trò. Khi đó, luôn có $C_+^{\mathcal{I}} \cup C_-^{\mathcal{I}} = \Delta^{\mathcal{I}}$ và $R_+^{\mathcal{I}} \cup R_-^{\mathcal{I}} = \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}}$.
Hơn nữa, nếu $\mathfrak{s}_{\mathtt{R}} = 2$, thì $R_+^{\mathcal{I}} = (\Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}}) \setminus R_-^{\mathcal{I}}$; nếu $\mathfrak{s}_{\mathtt{C}} = \mathfrak{s}_{\mathtt{R}} = 2$, thì $C_+^{\mathcal{I}} = \Delta^{\mathcal{I}} \setminus C_-^{\mathcal{I}}$.

Xem chứng minh mệnh đề này trong [70].
Cho $\mathfrak{s} \in \mathfrak{S}$ và $\mathcal{I}$ là một $\mathfrak{s}$- diễn dịch. Chúng ta nêu một số định nghĩa cần thiết sau đây để thuận tiện các diễn giải về sau.

Định nghĩa 2.3 *(*Diễn dịch "thỏa" và "mô hình"*).*

- Diễn dịch $\mathcal{I}$ *được gọi là* $\mathfrak{s}$***-thỏa*** $C \sqsubseteq D$, *ký hiệu bởi* $\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} C \sqsubseteq D$, *nếu:*
  - *trường hợp* $\mathfrak{s}_{\mathtt{GCI}} = \mathsf{w}$: $C_-^{\mathcal{I}} \cup D_+^{\mathcal{I}} = \Delta^{\mathcal{I}}$
  - *trường hợp* $\mathfrak{s}_{\mathtt{GCI}} = \mathsf{m}$: $C_+^{\mathcal{I}} \subseteq D_+^{\mathcal{I}}$
  - *trường hợp* $\mathfrak{s}_{\mathtt{GCI}} = \mathsf{s}$: $C_+^{\mathcal{I}} \subseteq D_+^{\mathcal{I}}$ *và* $D_-^{\mathcal{I}} \subseteq C_-^{\mathcal{I}}$
- *$\mathcal{I}$ được gọi là một textbf$\mathfrak{s}$-mô hình của một TBox $\mathcal{T}$, được ký hiệu là $\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{T}$, nếu nó $\mathfrak{s}$-thỏa mọi tiên đề của $\mathcal{T}$;*
- *$\mathcal{I}$ được gọi là* $\mathfrak{s}$***-thỏa*** *một khẳng định cá thể φ nếu $\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \varphi$, trong đó*

$$\begin{array}{lll} \mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} C(a) & \textit{nếu} & a^{\mathcal{I}} \in C_+^{\mathcal{I}} \\ \mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} R(a,b) & \textit{nếu} & (a^{\mathcal{I}}, b^{\mathcal{I}}) \in R_+^{\mathcal{I}} \\ \mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \neg R(a,b) & \textit{nếu} & (a^{\mathcal{I}}, b^{\mathcal{I}}) \in R_-^{\mathcal{I}} \\ \mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} a \doteq b & \textit{nếu} & a^{\mathcal{I}} = b^{\mathcal{I}} \\ \mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} a \not\doteq b & \textit{nếu} & a^{\mathcal{I}} \neq b^{\mathcal{I}} \end{array}$$

- *$\mathcal{I}$ được gọi là một* $\mathfrak{s}$***-mô hình*** *của một ABox $\mathcal{A}$, được ký hiệu là $\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{A}$, nếu nó $\mathfrak{s}$- thỏa mọi khẳng định của $\mathcal{A}$;*

- $\mathcal{I}$ *được gọi là một* $\mathfrak{s}$***-mô hình*** *của cơ sở tri thức* $\langle \mathcal{T}, \mathcal{A} \rangle$ *nếu nó là một* $\mathfrak{s}$*-mô hình của cả hai* $\mathcal{T}$ *và* $\mathcal{A}$*;*

- *Một cơ sở tri thức* $\langle \mathcal{T}, \mathcal{A} \rangle$ *là* $\mathfrak{s}$- thỏa *nếu nó có một* $\mathfrak{s}$*-mô hình;*

- $\mathcal{I}$ *được gọi là* $\mathfrak{s}$***-thỏa*** *một truy vấn* $\varphi = \varphi_1 \wedge \ldots \wedge \varphi_k$*, được ký hiệu là* $\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \varphi$*, nếu* $\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \varphi_i$ *cho tất cả* $1 \leq i \leq k$*;*

- φ *được gọi là một* $\mathfrak{s}$***-hệ quả logic*** *của một cơ sở tri thức* $(\mathcal{T}, \mathcal{A})$*, được ký hiệu là* $(\mathcal{T}, \mathcal{A}) \models_{\mathfrak{s}} \varphi$*, nếu mọi* $\mathfrak{s}$*- mô hình của* $(\mathcal{T}, \mathcal{A})$ $\mathfrak{s}$*-thỏa* φ*.*

Ví dụ dưới đây minh họa về một lợi thế của LGMT para-nhất quán bốn giá trị so với logic hai giá trị truyền thống trong các bài toán ứng dụng thực tiễn.

Ví dụ 2.2 *[70].*
Xem xét một Web ngữ nghĩa cung cấp thông tin về cổ phiếu. Giả sử rằng một tác tử đang tìm kiếm các cổ phiếu có rủi ro thấp (LR) nhưng hứa hẹn lợi nhuận cao (BG).
Truy vấn của tác tử có thể được biểu diễn là: $(LR \sqcap BG)(x)$ *(*)*
Để đơn giản, giả sử rằng dịch vụ có một cơ sở tri thức chỉ bao gồm các khẳng định khái niệm như dưới đây (cơ sở tri thức này có thể được cung cấp từ các tác tử khác):
$LR(s_1)$, $\neg LR(s_1)$, $BG(s_1)$, $\neg LR(s_2)$, $\neg BG(s_2)$, $LR(s_3)$, $BG(s_3)$, $LR(s_4)$, $\neg BG(s_4)$
Xem xét diễn dịch $\mathcal{I}$ *với:*
$LR^{\mathcal{I}} = \langle \{s_1, s_3, s_4\}, \{s_1, s_2\} \rangle$ *và* $BG^{\mathcal{I}} = \langle \{s_1, s_3\}, \{s_1, s_2\} \rangle$.
Truy vấn (*) tìm kiếm cổ phiếu x là các diễn dịch của $LR \sqcap BG$ *đối với diễn dịch* $\mathcal{I}$*.*
Trong trường hợp ngữ nghĩa hai giá trị truyền thống, cơ sở tri thức không có mô hình và vì vậy tất cả s_1*,* s_2*,* s_3*,* s_4 *là những câu trả lời của truy vấn, mặc dù vậy, thực tế rằng* s_2 *có lợi nhuận thấp mà rủi ro cao.*
Sử dụng ngữ nghĩa $\mathfrak{s} \in \mathfrak{S}$ *với* $s_c = 4$*, ta có:*
$(LR \sqcap BG)^{\mathcal{I}} = \langle LR_+^{\mathcal{I}} \cap BG_+^{\mathcal{I}}, LR_-^{\mathcal{I}} \cup BG_-^{\mathcal{I}} \rangle = \langle \{s_3\}, \{s_1, s_2, s_4\} \rangle$,
Theo như định nghĩa ở trên, tức là:
$(LR \sqcap BG)^{\mathcal{I}}(s_1) = \mathfrak{i}$, $(LR \sqcap BG)^{\mathcal{I}}(s_2) = \mathfrak{f}$ *và* $(LR \sqcap BG)^{\mathcal{I}}(s_3) = \mathbf{t}$ *và* $(LR \sqcap BG)^{\mathcal{I}}(s_4) = \mathfrak{u}$.

*Như vậy cổ phiếu s_1 thỏa cả hai trường hợp khẳng định và phủ định, s_2 chỉ thỏa trường hợp phủ định, s_3 chỉ thỏa trường hợp khẳng định, s_4 chưa biết. Với kết quả như trên, cổ phiếu s_3 có giá trị **true** nên được chọn để đầu tư cổ phiếu này do vừa có độ rủi ro thấp vừa cho lợi nhuận cao.*

2.2.2. Mô phỏng hai chiều đối với LGMT para-nhất quán bốn giá trị

Trong mục này, luận án đề nghị một kiểu mô phỏng hai chiều được gọi là *"quan hệ so sánh thông tin": comparisons w.r.t. information* đối với LGMT para-nhất quán bốn giá trị.

Định nghĩa 2.4 *(Mô phỏng hai chiều "quan hệ so sánh thông tin").*
Cho tập các đặc trưng $\Phi \subseteq \{I, O, Q, U, \mathtt{Self}\}$ [68], $\mathfrak{s} \in \mathfrak{S}$ là một ngữ nghĩa para-nhất quán bốn giá trị, $\mathcal{I}$, $\mathcal{I}'$ là các $\mathfrak{s}$-diễn dịch.
Một quan hệ hai ngôi khác rỗng $Z \subseteq \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}'}$ được gọi là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin *giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ nếu các điều kiện sau là đúng với mọi $a \in \mathbf{I}$, $x, y \in \Delta^{\mathcal{I}}$, $x', y' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$, $A \in \mathbf{C}$, $r \in \mathcal{R}$ và mọi vai trò R của $\mathcal{ALC}_\Phi$ khác U:*

$$Z(a^{\mathcal{I}}, a^{\mathcal{I}'}) \tag{2.6}$$

$$Z(x, x') \Rightarrow [A_+^{\mathcal{I}}(x) \Rightarrow A_+^{\mathcal{I}'}(x')] \tag{2.7}$$

$$Z(x, x') \Rightarrow [A_-^{\mathcal{I}}(x) \Rightarrow A_-^{\mathcal{I}'}(x')] \tag{2.8}$$

$$[Z(x, x') \wedge R_+^{\mathcal{I}}(x, y)] \Rightarrow \exists y' \in \Delta^{\mathcal{I}'}[Z(y, y') \wedge R_+^{\mathcal{I}'}(x', y')], \tag{2.9}$$

Nếu $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathsf{Q}} = +$ thì

$$[Z(x, x') \wedge R_+^{\mathcal{I}'}(x', y')] \Rightarrow \exists y \in \Delta^{\mathcal{I}}[Z(y, y') \wedge R_+^{\mathcal{I}}(x, y)], \tag{2.10}$$

Nếu $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathsf{Q}} = \pm$ thì

$$[Z(x, x') \wedge \neg R_-^{\mathcal{I}'}(x', y')] \Rightarrow \exists y \in \Delta^{\mathcal{I}}[Z(y, y') \wedge \neg R_-^{\mathcal{I}}(x, y)], \tag{2.11}$$

Nếu $O \in \Phi$ thì

$$Z(x, x') \Rightarrow (x = a^{\mathcal{I}} \Leftrightarrow x' = a^{\mathcal{I}'}), \tag{2.12}$$

Nếu $Q \in \Phi$ thì

$$\text{nếu } Z(x,x') \text{ đúng và } y_1,\ldots,y_n\ (n \geq 1) \text{ là các phần tử đôi một khác nhau của } \Delta^{\mathcal{I}} \text{ sao cho } R_+^{\mathcal{I}}(x,y_i) \text{ đúng với mọi } 1 \leq i \leq n, \text{ thì tồn tại các phần tử đôi một khác nhau } y'_1,\ldots,y'_n \text{ của } \Delta^{\mathcal{I}'} \text{ sao cho } R_+^{\mathcal{I}'}(x',y'_i) \text{ và } Z(y_i,y'_i) \text{ đúng với mọi } 1 \leq i \leq n, \tag{2.13}$$

Nếu $Q \in \Phi$ và $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = +$ thì

$$\text{nếu } Z(x,x') \text{ đúng và } y'_1,\ldots,y'_n\ (n \geq 1) \text{ là các phần tử đôi một khác nhau của } \Delta^{\mathcal{I}'} \text{ sao cho } R_+^{\mathcal{I}'}(x',y'_i) \text{ đúng với mọi } 1 \leq i \leq n, \text{ thì tồn tại các phần tử đôi một khác nhau } y_1,\ldots,y_n \text{ của } \Delta^{\mathcal{I}} \text{ sao cho } R_+^{\mathcal{I}}(x,y_i) \text{ và } Z(y_i,y'_i) \text{ đúng với mọi } 1 \leq i \leq n, \tag{2.14}$$

Nếu $Q \in \Phi$ và $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = \pm$ thì

$$\text{nếu } Z(x,x') \text{ đúng và } y'_1,\ldots,y'_n\ (n \geq 1) \text{ là các phần tử đôi một khác nhau của } \Delta^{\mathcal{I}'} \text{ sao cho } \neg R_-^{\mathcal{I}'}(x',y'_i) \text{ đúng với mọi } 1 \leq i \leq n, \text{ thì tồn tại các phần tử đôi một khác nhau } y_1,\ldots,y_n \text{ của } \Delta^{\mathcal{I}} \text{ sao cho } \neg R_-^{\mathcal{I}}(x,y_i) \text{ và } Z(y_i,y'_i) \text{ đúng với mọi } 1 \leq i \leq n, \tag{2.15}$$

Nếu $U \in \Phi$ thì

$$\forall x \in \Delta^{\mathcal{I}}\, \exists x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}\, Z(x,x') \tag{2.16}$$

$$\forall x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}\, \exists x \in \Delta^{\mathcal{I}}\, Z(x,x'), \tag{2.17}$$

Nếu `Self` *$\in \Phi$ thì*

$$Z(x,x') \Rightarrow [r_+^{\mathcal{I}}(x,x) \Rightarrow r_+^{\mathcal{I}'}(x',x')] \tag{2.18}$$

$$Z(x,x') \Rightarrow [r_-^{\mathcal{I}}(x,x) \Rightarrow r_-^{\mathcal{I}'}(x',x')]. \tag{2.19}$$

Đối với từng trường hợp cụ thể của tập đặc trưng Φ, một số điều kiện trên đây là không còn cần thiết. Ví dụ, nếu $\Phi = \{I, Q\}$ và $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = +$, thì chỉ các điều kiện (2.6)-(2.10), (2.13) và (2.14) là cần thiết.

• Nếu tồn tại một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ thì viết $\mathcal{I} \lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} \mathcal{I}'$.

• Với $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$ và $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$: Nếu tồn tại một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin Z giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ sao cho $Z(x, x')$ đúng thì viết $x \lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$.

Dưới đây là định nghĩa tương tự hai chiều thông tin trong LGMT para-nhất quán bốn giá trị (một kiểu của tương tự hai chiều).

Định nghĩa 2.5 *(Tương tự hai chiều thông tin).*

• *Nếu $\mathcal{I} \lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} \mathcal{I}'$ và $\mathcal{I}' \lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} \mathcal{I}$, thì $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ được gọi là* $(\Phi, \mathfrak{s})$-tương tự hai chiều thông tin *và ký hiệu là $\mathcal{I} \sim_{\Phi,\mathfrak{s}} \mathcal{I}'$.*

• *Cho $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$ và $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$, nếu $x \lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$ và $x' \lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x$ thì nói rằng x và x' là* $(\Phi, \mathfrak{s})$-tương tự hai chiều *và ký hiệu là $x \sim_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$.*

Nhận xét 4 . *(Thủ tục xây dựng $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin).*
Cho Φ, $\mathfrak{s}$ và hai $\mathfrak{s}$-diễn dịch hữu hạn $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$. Một giải pháp xây dựng một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin của $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ được diễn giải khái quát như sau.

• *Đầu tiên, khởi tạo $Z := \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}'}$.*

• *Sau đó, chừng nào vẫn còn tồn tại một cặp $\langle x, x' \rangle \in Z$ mà không thoả mãn một trong các điều kiện (2.7)-(2.15), (2.18) và (2.19) thì xoá cặp đó từ Z.*

• *Cuối cùng, nếu Z thoả mãn các điều kiện (2.6), (2.16) và (2.17) thì nó chính là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin lớn nhất (đối với $\subseteq$) giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$. Trong trường hợp ngược lại, nhận được $\mathcal{I} \not\lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} \mathcal{I}'$.*

Ví dụ 2.3 *Cho* $\mathbf{C}$, $\mathcal{R}$, $\mathbf{I}$, $\mathfrak{s}$, $\mathcal{I}$, $\mathcal{I}'$ *và* $\mathcal{I}''$ *như trong* ***Ví dụ 2.1****, qua kiểm tra, nhận được các kết quả sau:*

• *Nếu Z là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$, thì $\{\langle u, u' \rangle, \langle v, v' \rangle, \langle w, v' \rangle\} \subseteq Z$ và $Q \notin \Phi$.*

Cặp $\langle u, u' \rangle$ phải thuộc về Z theo điều kiện (2.6), suy ra $a^{\mathcal{I}} = u$ và $a^{\mathcal{I}'} = u'$. Do đó, các cặp $\langle v, v' \rangle$ và $\langle w, v' \rangle$ phải thuộc về Z theo điều kiện (2.9).

Ngược lại, nếu $Q \notin \Phi$ thì $\{\langle u, u' \rangle, \langle v, v' \rangle, \langle w, v' \rangle\}$ là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$.

Nếu $Q \notin \Phi$ và $\{I, O\} \cap \Phi \neq \emptyset$, thì không có thêm $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin nào giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$.

Nếu $\{Q, I, O\} \cap \Phi = \emptyset$ thì $\{\langle u, u' \rangle, \langle u, v' \rangle, \langle v, v' \rangle, \langle w, v' \rangle\}$ là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-

so sánh thông tin khác giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$.

Nếu $Q \in \Phi$, thì $u \not\lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} u'$ theo điều kiện (2.13) và do đó điều kiện (2.6) không đúng và $\mathcal{I} \not\lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} \mathcal{I}'$.

- *Nếu $\{Q, \mathtt{Self}\} \cap \Phi = \emptyset$ và $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = +$ thì $Z = \{\langle u'', u\rangle, \langle v'', v\rangle, \langle v'', w\rangle\}$ là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}''$ và $\mathcal{I}$.*

Ngoài ra, nếu $\{I, O\} \cap \Phi \neq \emptyset$ thì Z là $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}''$ và $\mathcal{I}$ duy nhất, ngược lại, tồn tại thêm ba $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}''$ và $\mathcal{I}$ khi mở rộng Z với $\langle u'', v\rangle$ và/hoặc $\langle u'', w\rangle$.

Nếu $\mathtt{Self} \in \Phi$, thì $v'' \not\lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} v$ theo điều kiện (2.18) và (2.19), và do đó, $u'' \not\lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} u$ theo điều kiện (2.9) do làm sai lệch điều kiện (2.6) và gây ra $\mathcal{I} \not\lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} \mathcal{I}'$.

Nếu $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = \pm$ thì $v'' \not\lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} v$ theo điều kiện (2.11), và như với trường hợp được xem xét ngay trước, $\mathcal{I} \not\lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} \mathcal{I}'$.

- *$\mathcal{I}' \not\lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} \mathcal{I}$ và $\mathcal{I} \not\lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} \mathcal{I}''$ không phụ thuộc vào Φ, $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}}$ và $\mathfrak{s}_{\mathtt{GCI}}$.*
- *$Z = \{\langle u'', u'\rangle, \langle v'', v'\rangle\}$ là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}''$ và $\mathcal{I}'$ không phụ thuộc vào Φ, $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}}$ và $\mathfrak{s}_{\mathtt{GCI}}$.*

Nhận xét 5 .
Rõ ràng là hợp của một tập khác rỗng các $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ cũng là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$. Vì vậy, nếu tồn tại một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$, thì quan hệ $\{\langle x, x'\rangle \in \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}'} \mid x \lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'\}$ chính là $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin lớn nhất giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$.
*Trong trường hợp khi mà $\mathcal{I}' = \mathcal{I}$, một quan hệ như thế luôn tồn tại và được gọi là $(\Phi, \mathfrak{s})$-*tự so sánh thông tin lớn nhất của *$\mathcal{I}$ và được ký hiệu là $\lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s},\mathcal{I}}$.*

Định nghĩa 2.6 *(Quan hệ tự tương tự hai chiều của một diễn dịch).*
*Cho một $\mathfrak{s}$-diễn dịch $\mathcal{I}$, quan hệ $(\Phi, \mathfrak{s})$-*tự tương tự hai chiều của *$\mathcal{I}$ được định nghĩa như sau:*

$$\sim_{\Phi,\mathfrak{s},\mathcal{I}} = \lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s},\mathcal{I}} \cap (\lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s},\mathcal{I}})^{-1}. \tag{2.20}$$

2.3. Tính chất bảo toàn của mô phỏng hai chiều

Trước hết, luận án đưa ra định nghĩa về tính bảo toàn so sánh thông tin đối với khái niệm trong LGMT para-nhất quán bốn giá trị.

Định nghĩa 2.7 (bảo toàn $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin).

• *Một khái niệm C của $\mathcal{ALC}_\Phi$ được gọi là* bảo toàn $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin ***nếu*** *$Z(x, x')$ đúng và $x \in C_+^{\mathcal{I}}$* ***thì*** *$x' \in C_+^{\mathcal{I}'}$ đối với mọi cặp $\mathfrak{s}$-diễn dịch $\mathcal{I}$, $\mathcal{I}'$ và mọi $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin Z giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$.*

Giải thích: Nếu cá thể x thuộc khái niệm C trong diễn dịch $\mathcal{I}$ thì cá thể x' qua quan hệ Z của nó cũng thuộc khái niệm C trong diễn dịch $\mathcal{I}'$.

• *Một TBox $\mathcal{T}$ trong $\mathcal{ALC}_\Phi$ được gọi là* bảo toàn $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin ***nếu*** *$\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{T}$* ***thì*** *$\mathcal{I}' \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{T}$ đối với mọi $\mathfrak{s}$-diễn dịch giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ sao cho $\mathcal{I} \lesssim_{\Phi,\mathfrak{s}}^{inf} \mathcal{I}'$.*

• *Một ABox $\mathcal{A}$ trong $\mathcal{ALC}_\Phi$ được gọi là* bảo toàn $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin ***nếu*** *$\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{A}$* ***thì*** *$\mathcal{I}' \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{A}$ đối với mọi $\mathfrak{s}$-diễn dịch giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ sao cho $\mathcal{I} \lesssim_{\Phi,\mathfrak{s}}^{inf} \mathcal{I}'$.*

Định lý 2.1 *(Bảo toàn khái niệm).*
Mọi khái niệm $\mathcal{ALC}_\Phi$ là bảo toàn $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin.

Chứng minh:
Cho Z là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa hai $\mathfrak{s}$-diễn dịch $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$. Giả sử $Z(x, x')$ đúng và $x \in C_+^{\mathcal{I}}$, trong đó C là một khái niệm $\mathcal{ALC}_\Phi$. Cần chỉ ra $x' \in C_+^{\mathcal{I}'}$. Không mất tính tổng quát, giả sử rằng C đã ở dạng chuẩn phủ định (có nghĩa là $\neg$ chỉ có thể xuất hiện trong C ngay trước các khái niệm có dạng A, $\{a\}$ hoặc $\exists r.\mathtt{Self}$). Định lý được chứng minh bằng quy nạp theo cấu trúc của C (*Cách chứng minh dưới đây là tương tự như cách chứng minh Định lý 3.4 trong [30].*)

Bước cơ bản: Khi C có dạng $\top$, $\bot$, A, $\neg A$, $D \sqcup D'$ hoặc $D \sqcap D'$ thì hiển nhiên C là bảo toàn $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin.

Bước quy nạp (*theo từng trường hợp cấu trúc khái niệm C*):

• Trường hợp $C = \exists R.D$: vì $x \in C_+^{\mathcal{I}}$, tồn tại $y \in D_+^{\mathcal{I}}$ sao cho $R_+^{\mathcal{I}}(x, y)$ đúng. Do $Z(x, x')$ đúng cho nên, theo (2.9) và (2.16), tồn tại $y' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$ sao cho $Z(y, y')$ và $R_+^{\mathcal{I}'}(x', y')$ đúng. Vì $Z(y, y')$ đúng và $y \in D_+^{\mathcal{I}}$, cho nên theo giả thiết quy nạp thì $y' \in D_+^{\mathcal{I}'}$. Do đó, $x' \in C_+^{\mathcal{I}'}$.

• Trường hợp $C = \forall R.D$: gọi y' là một phần tử tuỳ ý của $\Delta^{\mathcal{I}'}$ sao cho $\langle x', y'\rangle \in R_+^{\mathcal{I}'}$ (tương ứng, $\langle x', y'\rangle \notin R_-^{\mathcal{I}'}$) nếu $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = +$ (tương ứng, $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = \pm$). Cần chỉ ra rằng $y' \in D_+^{\mathcal{I}'}$. Do $Z(x, x')$ đúng, cho nên theo (2.10), (2.11) và (2.17), tồn tại $y \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $Z(y, y')$ đúng và $\langle x, y\rangle \in R_+^{\mathcal{I}}$ (tương ứng, $\langle x, y\rangle \notin R_-^{\mathcal{I}}$) nếu $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = +$ (tương ứng $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = \pm$). Vì $x \in C_+^{\mathcal{I}}$ cho nên có $y \in D_+^{\mathcal{I}}$. Do $Z(y, y')$ đúng, cho nên theo giả thiết quy nạp, ta có $y' \in D_+^{\mathcal{I}'}$.

• Trường hợp $O \in \Phi$ và $C = \{a\}$ (tương ứng, $C = \neg\{a\}$): Vì $x \in C_+^{\mathcal{I}}$, suy ra $x = a^{\mathcal{I}}$ (tương ứng, $x \neq a^{\mathcal{I}}$). Theo điều kiện (2.12), ta suy ra $x' = a^{\mathcal{I}'}$ (tương ứng $x' \neq a^{\mathcal{I}'}$). Do đó $C^{\mathcal{I}'}(x')$ đúng.

• Trường hợp $\mathtt{Self} \in \Phi$ và $C = \exists r.\mathtt{Self}$ (tương ứng, $C = \neg\exists r.\mathtt{Self}$): Từ $x \in C_+^{\mathcal{I}}$ ta suy ra $r_+^{\mathcal{I}}(x, x)$ (tương ứng, $r_-^{\mathcal{I}}(x, x)$) đúng. Vì $Z(x, x')$ đúng, cho nên theo (2.18) (tương ứng, (2.19)), suy ra $r_+^{\mathcal{I}'}(x', x')$ (tương ứng, $r_-^{\mathcal{I}'}(x', x')$) đúng. Do đó, $C^{\mathcal{I}'}(x')$ đúng.

• Trường hợp $Q \in \Phi$ và $C = (\geq n\, R.D)$: Do $x \in C_+^{\mathcal{I}}$ cho nên tồn tại dãy đôi một khác nhau $y_1, \ldots, y_n \in D_+^{\mathcal{I}}$ sao cho $R_+^{\mathcal{I}}(x, y_i)$ đúng với mọi $1 \leq i \leq n$. Do $Z(x, x')$ đúng, cho nên theo (2.13), tồn tại dãy đôi một khác nhau $y'_1, \ldots, y'_n \in \Delta^{\mathcal{I}'}$ sao cho $R_+^{\mathcal{I}'}(x', y'_i)$ và $Z(y_i, y'_i)$ đúng với mọi $1 \leq i \leq n$. Từ $Z(y_i, y'_i)$ đúng và $y_i \in D_+^{\mathcal{I}}$, vì vậy theo giả thiết quy nạp, ta có $y'_i \in D_+^{\mathcal{I}'}$. Suy ra $x' \in C_+^{\mathcal{I}'}$.

• Trường hợp $Q \in \Phi$ và $C = (\leq n\, R.D)$: Giả sử ngược lại: $x' \notin C_+^{\mathcal{I}'}$. Từ đó tồn tại dãy đôi một khác nhau $y'_1, \ldots, y'_{n+1} \in \Delta^{\mathcal{I}'}$ sao cho $\langle x', y'_i\rangle \in R_+^{\mathcal{I}'}$ (tương ứng, $\langle x', y'_i\rangle \notin R_-^{\mathcal{I}'}$) nếu $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = +$ (tương ứng, $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = \pm$), và $y'_i \notin D_-^{\mathcal{I}'}$, với mọi $1 \leq i \leq n+1$. Từ $Z(x, x')$ đúng, cho nên theo (2.14) và (2.15), tồn tại dãy đôi một khác nhau $y_1, \ldots, y_{n+1} \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $Z(y_i, y'_i)$ đúng và $\langle x, y_i\rangle \in R_+^{\mathcal{I}}$ (tương ứng, $\langle x, y_i\rangle \notin R_-^{\mathcal{I}}$) nếu $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = +$ (tương ứng, $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = \pm$) với mọi $1 \leq i \leq n+1$. với mọi $1 \leq i \leq n+1$, do $Z(y_i, y'_i)$ đúng và $y'_i \notin (\neg D)_+^{\mathcal{I}'}$, cho nên theo giả thiết quy nạp, $y_i \notin (\neg D)_+^{\mathcal{I}}$, có nghĩa là $y_i \notin D_-^{\mathcal{I}}$. Dẫn tới điều mâu thuẫn là $x \notin C_+^{\mathcal{I}}$. ∎

Định lý này cho hai hệ quả trực tiếp sau đây.

Hệ quả 2.1 *Cho $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ là hai $\mathfrak{s}$-diễn dịch. Khi đó,* ***nếu*** $x \sim_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$ ***thì*** $x \in C_+^{\mathcal{I}}$ *khi và chỉ khi* $x' \in C_+^{\mathcal{I}'}$ *và* $x \in C_-^{\mathcal{I}}$ *khi và chỉ khi* $x' \in C_-^{\mathcal{I}'}$ *đối với* *mọi $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$, mọi $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$ và mọi khái niệm C của $\mathcal{ALC}_\Phi$.*

Chứng minh:
Hệ quả này được suy ra trực tiếp từ định lý 2.1 vì $x \in C^{\mathcal{I}}_-$ (tương ứng, $x' \in C^{\mathcal{I}'}_-$) khi và chỉ khi $x \in (\neg C)^{\mathcal{I}}_+$ (tương ứng, với $x' \in (\neg C)^{\mathcal{I}'}_+$). ■

Hệ quả 2.2 *Cho $U \in \Phi$ và $\mathfrak{s}_{\mathtt{GCI}} = \mathsf{w}$, **các kết quả sau đây là đúng**:*

1. *Mọi TBox trong $\mathcal{ALC}_\Phi$ là bảo toàn $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin,*
2. ***Nếu** $\mathcal{T}$ là một TBox trong $\mathcal{ALC}_\Phi$ và $\mathcal{I}$, $\mathcal{I}'$ là hai $\mathfrak{s}$-diễn dịch $(\Phi, \mathfrak{s})$-tương tự hai chiều **thì** $\mathcal{I} \models_\mathfrak{s} \mathcal{T}$ khi và chỉ khi $\mathcal{I}' \models_\mathfrak{s} \mathcal{T}$.*

Chứng minh:
• Khẳng định thứ hai là kết quả suy diễn trực tiếp từ khẳng định thứ nhất cho nên chỉ cần chứng minh khẳng định thứ nhất.
• Giả sử $U \in \Phi$ và $\mathfrak{s}_{\mathtt{GCI}} = \mathsf{w}$. Cho Z là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa hai $\mathfrak{s}$-diễn dịch $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$. Giả sử $\mathcal{I} \models_\mathfrak{s} C \sqsubseteq D$, cần chỉ ra rằng $\mathcal{I}' \models_\mathfrak{s} C \sqsubseteq D$. Điều đó có nghĩa là với $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$ tuỳ ý, cần chỉ ra $x' \in C^{\mathcal{I}'}_- \cup D^{\mathcal{I}'}_+$. Theo (2.17), tồn tại $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $Z(x, x')$ đúng. Do $\mathcal{I} \models_\mathfrak{s} C \sqsubseteq D$ cho nên $x \in C^{\mathcal{I}}_- \cup D^{\mathcal{I}}_+$, và vì thế $x \in (\neg C \sqcup D)^{\mathcal{I}}_+$. Do $Z(x, x')$ đúng, theo định lý 2.1, ta suy ra được $x' \in (\neg C \sqcup D)^{\mathcal{I}'}_+$, và điều đó có nghĩa là $x' \in C^{\mathcal{I}'}_- \cup D^{\mathcal{I}'}_+$.

Sau đây, luận án đưa ra định nghĩa *"tự do truy cập"* liên quan tới cơ chế quan sát qua truyền thông về hành vi hệ thống ứng dụng đối với mô phỏng hai chiều đang xem xét.

Định nghĩa 2.8 *($(\Phi, \mathfrak{s})$-tự do truy cập).*
• *Một $\mathfrak{s}$-diễn dịch $\mathcal{I}$ được gọi là $(\Phi, \mathfrak{s})$-tự do truy cập nếu mọi phần tử của $\Delta^{\mathcal{I}}$ đều có thể truy cập được từ một $a^{\mathcal{I}}$ nào đó ($a \in \mathbf{I}$) nhờ một đường truyền chứa các cạnh là các thể hiện của quan hệ $R^{\mathcal{I}}_+$ (tương ứng, $(\Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}}) \setminus R^{\mathcal{I}}_-$) đối với trường hợp $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = +$ (tương ứng, $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = \pm$), trong đó R là một vai trò của $\mathcal{ALC}_\Phi$ khác với U.*
• *Một $\mathfrak{s}$-diễn dịch $\mathcal{I}$ được gọi là $(\Phi, \mathfrak{s})$-tự do truy cập mạnh nếu mọi phần tử của $\Delta^{\mathcal{I}}$ đều có thể truy cập được từ một $a^{\mathcal{I}}$ nào đó ($a \in \mathbf{I}$) nhờ một đường truyền chứa các cạnh là các thể hiện của quan hệ $R^{\mathcal{I}}_+$ và nhờ một*

đường truyền chứa các cạnh là thể hiện của quan hệ $(\Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}}) \setminus R_{-}^{\mathcal{I}}$, trong đó R là một vai trò của $\mathcal{ALC}_\Phi$ khác với U.

Định lý sau đây cho biết độ mạnh về bảo toàn thông tin của quan hệ $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin trong lập luận tri thức.

Định lý 2.2 *Cho $\mathfrak{s}_{\mathtt{GCI}} = \mathsf{w}$, $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ là hai $\mathfrak{s}$-diễn dịch.*
Giả sử $\mathcal{I} \lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} \mathcal{I}'$ và $\mathcal{I}'$ là $(\Phi, \mathfrak{s})$-tự do truy cập: với mọi TBox $\mathcal{T}$ trong $\mathcal{ALC}_\Phi$, ***nếu*** *$\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{T}$* ***thì*** *$\mathcal{I}' \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{T}$.*

Chứng minh:
Giả sử Z là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$, $\mathcal{I}'$ là $(\Phi, \mathfrak{s})$-tự do truy cập và $\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{T}$. Cần chỉ ra $\mathcal{I}' \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{T}$. Giả sử $(C \sqsubseteq D) \in \mathcal{T}$ và $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$. Do đó, cần chỉ ra rằng $x' \in C_{-}^{\mathcal{I}'} \cup D_{+}^{\mathcal{I}'}$.
Do $\mathcal{I}'$ là $(\Phi, \mathfrak{s})$-tự do truy cập, tồn tại dãy $x'_0, \ldots, x'_k$ các phần tử của $\Delta^{\mathcal{I}'}$ sao cho $x'_0 = a^{\mathcal{I}'}$ với $a \in \mathbf{I}$, $x'_k = x'$, và với mọi $0 < i \leq k$, $\langle x'_{i-1}, x'_i \rangle \in (R_i)_{+}^{\mathcal{I}'}$ (tương ứng, $\langle x'_{i-1}, x'_i \rangle \notin (R_i)_{-}^{\mathcal{I}'}$) nếu $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = +$ (tương ứng, $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = \pm$), trong đó R_i là một vai trò của $\mathcal{ALC}_\Phi$ khác với U.
Theo (2.6), (2.10) và (2.11), tồn tại một dãy $x_0, \ldots, x_k$ các phần tử của $\Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $x_0 = a^{\mathcal{I}}$, $x_k = x$, và với mọi $0 < i \leq k$, $Z(x_i, x'_i)$ đúng và $\langle x_i, x_{i+1} \rangle \in (R_i)_{+}^{\mathcal{I}}$ (tương ứng, $\langle x_i, x_{i+1} \rangle \notin (R_i)_{-}^{\mathcal{I}}$) nếu $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = +$ (tương ứng $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathtt{Q}} = \pm$). Vì vậy, $Z(x, x')$ đúng.
Do $\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} C \sqsubseteq D$, ta có $x \in (\neg C \sqcup D)_{+}^{\mathcal{I}}$. Và do $Z(x, x')$ đúng, cho nên theo định lý 2.1, suy ra được $x' \in (\neg C \sqcup D)_{+}^{\mathcal{I}'}$, có nghĩa là $x' \in C_{-}^{\mathcal{I}'} \cup D_{+}^{\mathcal{I}'}$ và đây là điều cần phải chứng minh. ■
Hệ quả sau đây được suy ra trực tiếp từ định lý trên.

Hệ quả 2.3 *Cho $\mathfrak{s}_{\mathtt{GCI}} = \mathsf{w}$ và hai $\mathfrak{s}$-diễn dịch $\mathcal{I}$, $\mathcal{I}'$ là $(\Phi, \mathfrak{s})$-tự do truy cập và $(\Phi, \mathfrak{s})$-tương tự hai chiều.*
Đối với mọi TBox$\mathcal{T}$ trong ALC_Φ ,$I \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{T}$ khi và chỉ khi $\mathcal{I}' \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{T}$.

Định lý tiếp theo đây chỉ ra các trường hợp cho phép các ABox trong $\mathcal{ALC}_\Phi$ là bảo toàn $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin.

Định lý 2.3 *(Điều kiện bảo toàn đối với ABox)*
Một ABox $\mathcal{A}$ trong $\mathcal{ALC}_\Phi$ là bảo toàn $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin trong các trường hợp sau đây:

1. $\mathcal{A}$ chỉ chứa các khẳng định dạng $C(a)$,

2. $\mathcal{O} \in \Phi$ và $\mathfrak{s}_{\forall\exists Q} = \pm$,

3. $\mathcal{O} \in \Phi$ và $\mathcal{A}$ không chứa các khẳng định dạng $\neg R(a, b)$.

*Như một hệ quả, **nếu** một trong các điều kiện trên là đúng và $\mathcal{I}$, $\mathcal{I}'$ là hai $\mathfrak{s}$-diễn dịch $(\Phi, \mathfrak{s})$-tương tự hai chiều **thì** $\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{A}$ khi và chỉ khi $\mathcal{I}' \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{A}$.*

Chứng minh: (*Tương tự như cách chứng minh Định lý 3.7 trong [30].*)
Giả sử một trong các điều kiện (1, 2, 3) trong định lý là đúng. Gọi Z là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa hai $\mathfrak{s}$-diễn dịch $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ và giả sử rằng $\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \mathcal{A}$. Gọi φ là một khẳng định của $\mathcal{A}$. Cần chỉ ra $\mathcal{I}' \models_{\mathfrak{s}} \varphi$.

- Trường hợp $\varphi = (a \doteq b)$: Do $\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \varphi$ cho nên $a^{\mathcal{I}} = b^{\mathcal{I}}$. Theo (2.6) ta suy ra c $Z(a^{\mathcal{I}}, a^{\mathcal{I}'})$ và $Z(b^{\mathcal{I}}, b^{\mathcal{I}'})$ đúng. Do $a^{\mathcal{I}} = b^{\mathcal{I}}$, cho nên theo (2.12), suy ra $a^{\mathcal{I}'} = b^{\mathcal{I}'}$. Vì vậy, $\mathcal{I}' \models_{\mathfrak{s}} \varphi$.
- Trường hợp $\varphi = (a \not\doteq b)$: Chứng minh tương tự như trường hợp trên với chỉ thay đổi là các xuất hiện dấu "=" được thay thế bằng dấu "$\neq$".
- Trường hợp $\varphi = C(a)$: Theo (2.6) thì $Z(a^{\mathcal{I}}, a^{\mathcal{I}'})$ đúng. Từ $\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \varphi$ có $a^{\mathcal{I}} \in C_+^{\mathcal{I}}$. Theo định lý 2.1, điều đó dẫn tới $a^{\mathcal{I}'} \in C_+^{\mathcal{I}'}$. Vì vậy, $\mathcal{I}' \models_{\mathfrak{s}} \varphi$.
- Trường hợp $\varphi = R(a, b)$: Theo (2.6), $Z(a^{\mathcal{I}}, a^{\mathcal{I}'})$ đúng. Từ $\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \varphi$ có $R_+^{\mathcal{I}}(a^{\mathcal{I}}, b^{\mathcal{I}})$ đúng. Theo (2.9), tồn tại $y' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$ sao cho $Z(b^{\mathcal{I}}, y')$ và $R_+^{\mathcal{I}'}(a^{\mathcal{I}'}, y')$ đúng. Xét $C = \{b\}$ (giả thiết $O \in \Phi$ được sử dụng ở đây). Do $Z(b^{\mathcal{I}}, y')$ và $b^{\mathcal{I}} \in C_+^{\mathcal{I}}$ đúng, cho nên theo định lý 2.1 ta suy ra $y' \in C_+^{\mathcal{I}'}$, có nghĩa là $y' = b^{\mathcal{I}'}$. Như vậy, $R_+^{\mathcal{I}'}(a^{\mathcal{I}'}, b^{\mathcal{I}'})$ đúng, tức là, $\mathcal{I}' \models_{\mathfrak{s}} \varphi$.
- Trường hợp $\varphi = \neg R(a, b)$: cần chứng minh $O \in \Phi$ và $\mathfrak{s}_{\forall\exists Q} = \pm$. Theo (2.6) có $Z(a^{\mathcal{I}}, a^{\mathcal{I}'})$ đúng. Do $\mathcal{I} \models_{\mathfrak{s}} \varphi$ cho nên $R_-^{\mathcal{I}}(a^{\mathcal{I}}, b^{\mathcal{I}})$ đúng. Từ $Z(a^{\mathcal{I}}, a^{\mathcal{I}'})$ đúng, cho nên theo (2.11) dẫn tới $R_-^{\mathcal{I}'}(a^{\mathcal{I}'}, b^{\mathcal{I}'})$ đúng; bởi trong trường hợp ngược lại sẽ tồn tại $y \in \Delta^{\mathcal{I}}$ để $Z(y, b^{\mathcal{I}'})$ và $\neg R_-^{\mathcal{I}}(a^{\mathcal{I}}, y)$ đúng, kéo theo $y = b^{\mathcal{I}}$ và $R_-^{\mathcal{I}}(a^{\mathcal{I}}, b^{\mathcal{I}})$ không đúng (điều này là mâu thuẫn). Như vậy, $\mathcal{I}' \models_{\mathfrak{s}} \varphi$. ■

2.4. Tính chất Hennessy-Milner của mô phỏng hai chiều

Trước khi chứng minh tính chất Hennessy-Milner của mô phỏng hai chiều, luận án đưa ra định nghĩa về ba loại bảo toàn phương thức của diễn dịch trong LGMT para-nhất quán bốn giá trị.

Định nghĩa 2.9 *(Φ-bảo toàn phương thức)*

• *Một $\mathfrak{s}$-diễn dịch $\mathcal{I}$ được gọi là Φ-bảo toàn phương thức (*modally Φ-saturated*) loại 1 nếu:*

1. *Với mọi $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$, mọi vai trò R của $\mathcal{ALC}_\Phi$ khác với U và mọi tập vô hạn Γ các khái niệm của $\mathcal{ALC}_\Phi$* **nếu** *với mọi tập con hữu hạn Λ của Γ tồn tại $y \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $\langle x, y\rangle \in R_+^{\mathcal{I}}$ và $y \in \Lambda_+^{\mathcal{I}}$,* **thì** *tồn tại $y \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $\langle x, y\rangle \in R_+^{\mathcal{I}}$ và $y \in \Gamma_+^{\mathcal{I}}$;*
2. **Nếu** *$Q \in \Phi$* **thì**, *với mọi $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$, với mọi vai trò R của $\mathcal{ALC}_\Phi$ khác với U, mọi tập hợp vô hạn Γ của các khái niệm $\mathcal{ALC}_\Phi$ và mọi số tự nhiên n, nếu cho mỗi tập hợp con hữu hạn Λ của Γ tồn tại n cặp khác nhau $y_1, \ldots, y_n \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $\langle x, y_i\rangle \in R_+^{\mathcal{I}}$ và $y_i \in \Lambda_+^{\mathcal{I}}$ với mọi $1 \leq i \leq n$, tồn tại n cặp khác nhau $y_1, \ldots, y_n \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $\langle x, y_i\rangle \in R_+^{\mathcal{I}}$ và $y_i \in \Gamma_+^{\mathcal{I}}$ với mọi $1 \leq i \leq n$;*
3. **Nếu** *$U \in \Phi$ và $\mathcal{I}$ là không thể truy cập được đối với $(\Phi, \mathfrak{s})$* **thì** *với mọi tập vô hạn Γ của các khái niệm của $\mathcal{ALC}_\Phi$, nếu $\Lambda_+^{\mathcal{I}} \neq \emptyset$ cho mỗi tập con hữu hạn Λ của Γ, thì $\Gamma_+^{\mathcal{I}} \neq \emptyset$.*

• *Một $\mathfrak{s}$-diễn dịch $\mathcal{I}$ được gọi là* Φ-bảo toàn phương thức loại 2 *(tương tự,* loại 3) nếu:

1. Với mọi $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$, mỗi vai trò R của $\mathcal{ALC}_\Phi$ khác với U và mọi tập vô hạn Γ của các khái niệm của $\mathcal{ALC}_\Phi$, **nếu** cho mọi tập con hữu hạn Λ của Γ tồn tại $y \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $\langle x, y\rangle \in R_+^{\mathcal{I}}$ *(tương tự,* $\langle x, y\rangle \notin R_-^{\mathcal{I}}$) và $y \notin \Lambda_-^{\mathcal{I}}$, **thì** tồn tại $y \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $\langle x, y\rangle \in R_+^{\mathcal{I}}$ *(tương tự,* $\langle x, y\rangle \notin R_-^{\mathcal{I}}$) và $y \notin \Gamma_-^{\mathcal{I}}$;
2. **Nếu** $Q \in \Phi$ **thì**, với mọi $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$, mỗi vai trò R của $\mathcal{ALC}_\Phi$ khác với U, mọi tập hợp vô hạn Γ của các khái niệm của $\mathcal{ALC}_\Phi$ và mọi số tự nhiên n, nếu cho mọi tập con hữu hạn Λ của Γ tồn tại n cặp khác

nhau $y_1, \ldots, y_n \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $\langle x, y_i \rangle \in R_+^{\mathcal{I}}$ (*tương tự*, $\langle x, y_i \rangle \notin R_-^{\mathcal{I}}$) và $y_i \notin \Lambda_-^{\mathcal{I}}$ với mọi $1 \leq i \leq n$, thì tồn tại n cặp khác nhau $y_1, \ldots, y_n \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $\langle x, y_i \rangle \in R_+^{\mathcal{I}}$ (*tương tự*, $\langle x, y_i \rangle \notin R_-^{\mathcal{I}}$) và $y_i \notin \Gamma_-^{\mathcal{I}}$ với mọi $1 \leq i \leq n$;

3. **Nếu** $U \in \Phi$ và $\mathcal{I}$ là không thể truy cập được đối với $(\Phi, \mathfrak{s})$ **thì** với mọi tập vô hạn Γ gồm các khái niệm của $\mathcal{ALC}_\Phi$, nếu $\Lambda_-^{\mathcal{I}} \neq \Delta^{\mathcal{I}}$ với mọi tập con hữu hạn Λ của Γ, thì $\Gamma_-^{\mathcal{I}} \neq \Delta^{\mathcal{I}}$.

• Một $\mathfrak{s}$-diễn dịch $\mathcal{I}$ được gọi là Φ-*bảo toàn phương thức mạnh* nếu nó là Φ-bảo toàn phương thức đối với cả ba loại 1, 2 và 3.

Kiểm tra trực tiếp bằng định nghĩa, ta thu được hệ quả dưới đây.

Mệnh đề 2.2 *Nếu* $\mathfrak{s}_{\mathrm{C}} = \mathfrak{s}_{\mathrm{R}} = 2$ *(tức là* $\mathfrak{s}$ *là logic hai giá trị), thì ba loại* Φ-*bảo toàn phương thức là tương đương với nhau.*

Dưới đây là một điều kiện về tính bảo toàn đối với diễn dịch trong LGMT para-nhất quán.

Định nghĩa 2.10 *(Diễn dịch phân nhánh hữu hạn).*
Một $\mathfrak{s}$-*diễn dịch* $\mathcal{I}$ *được gọi là* phân nhánh hữu hạn (đối với Φ) ***nếu*** *với mọi* $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$ *và mọi vai trò* R *của* $\mathcal{ALC}_\Phi$ *khác với* U, **thì** *các tập* $\{y \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \langle x, y \rangle \in R_+^{\mathcal{I}}\}$ *và* $\{y \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \langle x, y \rangle \notin R_-^{\mathcal{I}}\}$ *là hữu hạn.*

Kiểm tra trực tiếp từ định nghĩa, chúng ta nhận được các ví dụ sau đây về diễn dịch Φ-bảo toàn phương thức.

Ví dụ 2.4 *(Diễn dịch bảo toàn phương thức).*
(i) Mọi diễn dịch hữu hạn đều là Φ-*bảo toàn phương thức mạnh.*
(ii) Mọi diễn dịch Phân nhánh hữu hạn và diễn dịch là không thể truy cập được đối với $(\Phi, \mathfrak{s})$, Φ-*bảo toàn phương thức nếu* $U \notin \Phi$ *thì mọi diễn dịch phân nhánh hữu hạn là* Φ-*bảo toàn phương thức mạnh.*

Định nghĩa dưới đây cung cấp một quan hệ so sánh giữa các phần tử thuộc miền diễn dịch $\Delta^{\mathcal{I}}$.

Định nghĩa 2.11 *(Quán hệ so sánh phần tử).*
Đặt $\mathcal{I}$ *và* $\mathcal{I}'$ *là các* $\mathfrak{s}$-*diễn dịch,* $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$ *và* $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$. *Nói rằng:*

- *x là* **$\mathfrak{s}$-nhỏ hơn hoặc bằng** *x' (được ký hiệu là $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$) đối với các khái niệm của $\mathcal{ALC}_\Phi$ và ngữ nghĩa $\mathfrak{s}$ nếu với mọi khái niệm C của $\mathcal{ALC}_\Phi$, $x \in C^{\mathcal{I}}_+$ thì $x' \in C^{\mathcal{I}'}_+$;*
- *x là* $\mathfrak{s}$-tương đương *với x' đối với các khái niệm của $\mathcal{ALC}_\Phi$, được ký hiệu là $x \equiv_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$, nếu, với mọi khái niệm C của $\mathcal{ALC}_\Phi$, $x \in C^{\mathcal{I}}_+$ khi và chỉ khi $x' \in C^{\mathcal{I}'}_+$.*

Trước khi phát biểu định lý bảo toàn phương thức của mô phỏng hai chiều, luận án đưa ra bổ đề sau [30] về một cách biểu diễn khác để kiểm tra các điều kiện so sánh thông tin (2.13)–(2.15).

Bổ đề 2.1 *[30] (Biểu diễn dãy so sánh thông tin).*
Cho $Z \subseteq \mathbf{S} \times \mathbf{S}'$ là một quan hệ hai ngôi sao cho, với số tự nhiên bất kỳ n và dãy n phần tử bất kỳ khác nhau đôi một $x_1, \ldots, x_n \in \mathbf{S}$, tồn tại dãy n phần tử khác nhau đôi một $x'_1, \ldots, x'_n \in \mathbf{S}'$ có tính chất là với bất kỳ $1 \leq j \leq n$, tồn tại $1 \leq i \leq n$ sao cho $\langle x_i, x'_j \rangle \in Z$.
Kết quả là, với số tự nhiên bất kỳ n và dãy n phần tử bất kỳ khác nhau đôi một $x_1, \ldots, x_n \in \mathbf{S}$, tồn tại dãy n phần tử khác nhau đôi một $x'_1, \ldots, x'_n \in \mathbf{S}'$ sao cho $\langle x_i, x'_i \rangle \in Z$ với mọi $1 \leq i \leq n$.

Định lý sau đây đưa ra các điều kiện để một quan hệ trên các miền $\Delta^{\mathcal{I}}$ là một quan hệ $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin của hai diễn dịch.

Định lý 2.4 *(Điều kiện hai diễn dịch có quan hệ $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin).*
Cho $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ là hai $\mathfrak{s}$-diễn dịch sao cho, với mọi $a \in \mathbf{I}$: $a^{\mathcal{I}} \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} a^{\mathcal{I}'}$.
***Nếu**:*

- *$\mathcal{I}'$ là Φ-bảo toàn phương thức loại 1,*
- ***Nếu** $\mathfrak{s}_{\forall\exists Q} = +$ (tương ứng, $\mathfrak{s}_{\forall\exists Q} = \pm$), **thì** $\mathcal{I}$ là Φ-bảo toàn phương thức loại 2 (tương ứng, loại 3),*
- ***Nếu** $U \in \Phi$ **thì** cả hai $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ đều Φ-tự do truy cập mạnh hoặc cả hai đều không Φ-truy cập tự do mạnh hoặc cả hai đều hữu hạn.*

***thì** với mọi $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$ và $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$: $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$ khi và chỉ khi $x \lesssim^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$.*

Đặc biệt, quan hệ $\{\langle x, x' \rangle \in \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}'} \mid x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'\}$ là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh *thông tin giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ khi nó khác rỗng.*

Chứng minh: (Tương tự cách chứng minh Định lý 4.7 trong [30]).
Đầu tiên, giả sử Z là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ sao cho $Z(x, x')$ đúng. Cần chỉ ra $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$. Gọi C là khái niệm tuỳ ý của $\mathcal{ALC}_\Phi$ sao cho $x \in C^{\mathcal{I}}_+$. Vì $Z(x, x')$ đúng, cho nên theo định lý 2.1, $x' \in C^{\mathcal{I}'}_+$. Do đó, $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$.

Ngược lại, cho $Z = \{\langle x, x'\rangle \in \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}'} \mid x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'\}$ và giả sử rằng Z khác rỗng. Trước hết, cần chỉ ra Z là một $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$. Kiểm tra lần lượt các điều kiện (2.6)–(2.19) như dưới đây.

- Điều kiện (2.6) được suy ra trực tiếp từ các giả thiết của định lý.
- Xét điều kiện (2.7).

Nếu $Z(x, x')$ và $A^{\mathcal{I}}_+(x)$ đúng, thì theo định nghĩa của Z, suy ra $A^{\mathcal{I}'}_+(x')$ đúng.

- Xét điều kiện (2.8).

Nếu $Z(x, x')$ và $A^{\mathcal{I}}_-(x)$ đúng, thì $(\neg A)^{\mathcal{I}}_+(x)$ đúng, và theo định nghĩa của Z thì $(\neg A)^{\mathcal{I}'}_+(x')$ đúng, có nghĩa là $A^{\mathcal{I}'}_-(x')$ đúng.

- Xét điều kiện (2.9).

Giả sử $Z(x, x')$ và $R^{\mathcal{I}}_+(x, y)$ đúng. Đặt $\mathbf{S} = \{y' \in \Delta^{\mathcal{I}'} \mid R^{\mathcal{I}'}_+(x', y')\}$. Cần chỉ ra rằng tồn tại $y' \in \mathbf{S}$ sao cho $Z(y, y')$ đúng.
Giả sử ngược lại, đối với mọi $y' \in \mathbf{S}$, $Z(y, y')$ không đúng, có nghĩa là $y \not\leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} y'$. Do đó, với mọi $y' \in \mathbf{S}$, tồn tại một khái niệm $C_{y'}$ của $\mathcal{ALC}_\Phi$ sao cho $y \in (C_{y'})^{\mathcal{I}}_+$ nhưng mà $y' \notin (C_{y'})^{\mathcal{I}'}_+$. Đặt $\Gamma = \{C_{y'} \mid y' \in \mathbf{S}\}$. Như vậy, $\mathbf{S} \cap \Gamma^{\mathcal{I}'}_+ = \emptyset$. Do $\mathcal{I}'$ là Φ-bảo toàn phương thức loại 1, cho nên tồn tại một tập hợp con hữu hạn Λ của Γ sao cho, với mọi $y' \in \mathbf{S}$, $y' \notin \Lambda^{\mathcal{I}'}_+$. Xét khái niệm $C = \exists R.\bigsqcap \Lambda$ của $\mathcal{ALC}_\Phi$. Ta có $x \in C^{\mathcal{I}}_+$ nhưng $x' \notin C^{\mathcal{I}'}_+$. Điều này mâu thuẫn với giả thiết $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$.

- Xét điều kiện (2.10) và (2.11).

Giả sử rằng $Z(x, x')$ đúng và, nếu $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathsf{Q}} = +$ (tương ứng, $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathsf{Q}} = \pm$), thì $R^{\mathcal{I}'}_+(x', y')$ (tương ứng, $\neg R^{\mathcal{I}'}_-(x', y')$) đúng. Đặt $\mathbf{S} = \{y \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid R^{\mathcal{I}}_+(x, y)\}$ (tương ứng, $\mathbf{S} = \{y \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid \neg R^{\mathcal{I}}_-(x, y)\}$). Cần chỉ ra rằng tồn tại $y \in \mathbf{S}$ sao cho $Z(y, y')$ đúng.
Giả sử ngược lại, với mọi $y \in \mathbf{S}$, $Z(y, y')$ không đúng, tức là $y \not\leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} y'$. Vì

vậy, với mọi $y \in \mathbf{S}$, tồn tại một khái niệm C_y của $\mathcal{ALC}_\Phi$ sao cho $y \in (C_y)^\mathcal{I}_+$ nhưng mà $y' \notin (C_y)^{\mathcal{I}'}_+$. Đặt $\Gamma = \{\neg C_y \mid y \in \mathbf{S}\}$. Xét tập con hữu hạn bất kỳ Λ của Γ và đặt $C = \exists R.\bigsqcap\Lambda$. Ta có $x' \notin (\neg C)^{\mathcal{I}'}_+$. Vì $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$, dẫn đến $x \notin (\neg C)^\mathcal{I}_+$. Điều này có nghĩa là tồn tại $y \in \mathbf{S}$ sao cho $y \notin \Lambda^\mathcal{I}_-$. Vì $\mathcal{I}$ là Φ-bảo toàn phương thức loại 2 (tương ứng, loại 3), do đó tồn tại $y \in \mathbf{S}$ sao cho $y \notin \Gamma^\mathcal{I}_-$, và điều này mâu thuẫn với thực tế là $y \in (C_y)^\mathcal{I}_+$.

• Xét điều kiện (2.12) và trường hợp $O \in \Phi$.

Giả sử $Z(x, x')$ đúng và $x = a^\mathcal{I}$ (tương ứng, $x \neq a^\mathcal{I}$). Do $x \in \{a\}^\mathcal{I}_+$ (tương ứng, $x \in (\neg\{a\})^\mathcal{I}_+$) và $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$ cho nên $x' \in \{a\}^{\mathcal{I}'}_+$ (tương ứng, $x' \in (\neg\{a\})^{\mathcal{I}'}_+$). Dẫn đến kết quả là $x' = a^{\mathcal{I}'}$ (tương ứng, $x' \neq a^{\mathcal{I}'}$).

• Xét điều kiện (2.13) và trường hợp $Q \in \Phi$.

Giả sử $Z(x, x')$ đúng, tức là, $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$. Đặt $\mathbf{S} = \{y \in \Delta^\mathcal{I} \mid R^\mathcal{I}_+(x, y)\}$ và $\mathbf{S}' = \{y' \in \Delta^{\mathcal{I}'} \mid R^{\mathcal{I}'}_+(x', y')\}$. Cho n phần tử khác nhau đôi một $y_1, \ldots, y_n \in \mathbf{S}$. Đặt $\mathbf{S}'' = \{y' \in \mathbf{S}' \mid$ tồn tại $i : 1 \leq i \leq n$ sao cho $y_i \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} y'\}$. Để chứng minh điều kiện (2.13), thì theo Bổ đề 2.1, chỉ cần chứng minh rằng $\#\mathbf{S}'' \geq n$.

Với mỗi $y' \in \mathbf{S}' \setminus \mathbf{S}''$, tồn tại các khái niệm $D_{y',1}, \ldots, D_{y',n}$ của $\mathcal{ALC}_\Phi$ sao cho $y_i \in (D_{y',i})^\mathcal{I}_+$ và $y' \notin (D_{y',i})^{\mathcal{I}'}_+$ với mọi $1 \leq i \leq n$. với mọi $y' \in \mathbf{S}' \setminus \mathbf{S}''$, đặt $C_{y'} = D_{y',1} \sqcup \ldots \sqcup D_{y',n}$, dẫn đến $y_i \in (C_{y'})^\mathcal{I}_+$ với mọi $1 \leq i \leq n$, mà $y' \notin (C_{y'})^{\mathcal{I}'}_+$. Đặt $\Gamma = \{C_{y'} \mid y' \in \mathbf{S}' \setminus \mathbf{S}''\}$. Lưu ý, $\Gamma^{\mathcal{I}'}_+ \cap (\mathbf{S}' \setminus \mathbf{S}'') = \emptyset$. Với mọi tập con hữu hạn Λ của Γ và với $C = (\geq n\, R.\bigsqcap\Lambda)$, do $y_1, \ldots, y_n \in \Lambda^\mathcal{I}_+$, suy ra $x \in C^\mathcal{I}_+$, và do $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$ cho nên có $x' \in C^{\mathcal{I}'}_+$, có nghĩa là tồn tại ít nhất n phần tử đôi một khác nhau $y_1, \ldots, y_n \in \mathbf{S}'$ mà cũng thuộc $\Lambda^{\mathcal{I}'}_+$. Do $\mathcal{I}'$ là Φ-bảo toàn phương thức loại 1, suy ra tồn tại ít nhất n phần tử đôi một khác nhau $y_1, \ldots, y_n \in \mathbf{S}'$ mà thuộc vào $\Gamma^{\mathcal{I}'}_+$. Từ $\Gamma^{\mathcal{I}'}_+ \cap (\mathbf{S}' \setminus \mathbf{S}'') = \emptyset$ suy ra $\#\mathbf{S}'' \geq n$.

• Xét điều kiện (2.14) (tương ứng, (2.15)) và trường hợp $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathsf{Q}} = +$ (tương ứng, $\mathfrak{s}_{\forall\exists\mathsf{Q}} = \pm$) và $Q \in \Phi$.

Giả sử $Z(x, x')$ đúng, tức là, $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$. Đặt $\mathbf{S} = \{y \in \Delta^\mathcal{I} \mid R^\mathcal{I}_+(x, y)\}$ và $\mathbf{S}' = \{y' \in \Delta^{\mathcal{I}'} \mid R^{\mathcal{I}'}_+(x', y')\}$ (tương ứng, $\mathbf{S} = \{y \in \Delta^\mathcal{I} \mid \neg R^\mathcal{I}_-(x, y)\}$ và $\mathbf{S}' = \{y' \in \Delta^{\mathcal{I}'} \mid \neg R^{\mathcal{I}'}_-(x', y')\}$). Cho n phần tử đôi một khác nhau $y'_1, \ldots, y'_n\mathbf{S}'$. Đặt $\mathbf{S}'' = \{y \in \mathbf{S} \mid$tồn tại $i : 1 \leq i \leq n$ sao cho $y \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} y'_i\}$. Để chứng minh điều kiện (2.14) và (2.15), theo bổ đề 2.1, chỉ cần chứng

minh $\#\mathbf{S}'' \geq n$.
Với mỗi $y \in \mathbf{S} \setminus \mathbf{S}''$, tồn tại các khái niệm $D_{y,1}, \ldots, D_{y,n}$ của $\mathcal{ALC}_\Phi$ sao cho $y \in (D_{y,i})^{\mathcal{I}}_+$ và $y'_i \notin (D_{y,i})^{\mathcal{I}'}_+$ với mọi $1 \leq i \leq n$. với mọi $y \in \mathbf{S} \setminus \mathbf{S}''$, đặt $C_y = D_{y,1} \sqcap \ldots \sqcap D_{y,n}$, ta có $y \in (C_y)^{\mathcal{I}}_+$ mà $y'_i \notin (C_y)^{\mathcal{I}'}_+$ với mọi $1 \leq i \leq n$. Đặt $\Gamma = \{\neg C_y \mid y \in \mathbf{S} \setminus \mathbf{S}''\}$. Xét tập con hữu hạn bất kỳ Λ của Γ và đặt $C = (\geq n\, R. \bigsqcap \Lambda)$. Từ đó suy ra $x' \notin (\neg C)^{\mathcal{I}'}_+$.
Do $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$, kéo theo $x \notin (\neg C)^{\mathcal{I}}_+$. Điều này có nghĩa là có ít nhất n phần tử khác nhau đôi một $y_1, \ldots, y_n \in \mathbf{S}$ sao cho $y_i \notin \Lambda^{\mathcal{I}}_-$ cho $1 \leq i \leq n$. Do $\mathcal{I}$ là Φ-bảo phương thức loại 2 (tương ứng, loại 3), cho nên có ít nhất n phần tử khác nhau đôi một $y_1, \ldots, y_n \in \mathbf{S}$sao cho $y_i \notin \Gamma^{\mathcal{I}}_-$, và vì vậy $y_i \in \mathbf{S}''$ với $1 \leq i \leq n$. Kết quả là $\#\mathbf{S}'' \geq n$.

- Xét điều kiện (2.16) và trường hợp $U \in \Phi$.

Nếu $\mathcal{I}$ là Φ-tự do truy cập mạnh thì (2.16) được suy ra từ (2.6) và (2.9). Xét trường hợp khi $\mathcal{I}$ không là Φ-tự do truy cập mạnh và không hữu hạn. Như vậy, $\mathcal{I}'$ cũng không là Φ-tự do truy cập mạnh. Do Z khác rỗng, tồn tại $\langle y, y' \rangle \in Z$, và $y \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} y'$.

Cho $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$. Giả sử ngược lại, không tồn tại $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$ để $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$. Như vậy, với mọi $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$, tồn tại một khái niệm $C_{x'}$ của $\mathcal{ALC}_\Phi$ sao cho $x \in (C_{x'})^{\mathcal{I}}_+$ nhưng $x' \notin (C_{x'})^{\mathcal{I}'}_+$. Đặt $\Gamma = \{C_{x'} \mid x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}\}$. Với tập con hữu hạn bất kỳ Λ của Γ, do $x \in \Lambda^{\mathcal{I}}_+$, cho nên $y \in (\exists U. \bigsqcap \Lambda)^{\mathcal{I}}_+$, dẫn đến $y' \in (\exists U. \bigsqcap \Lambda)^{\mathcal{I}'}_+$ (vì $y \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} y'$), điều này có nghĩa là $\Lambda^{\mathcal{I}'}_+ \neq \emptyset$. Do $\mathcal{I}'$ là Φ-bảo toàn phương thức loại 1 và không Φ-tự do truy cập mạnh, cho nên $\Gamma^{\mathcal{I}'}_+ \neq \emptyset$, điều này mâu thuẫn với thực tế rằng $x' \notin (C_{x'})^{\mathcal{I}'}_+$ với mọi $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$. Chứng minh tương tự như trường hợp trên với trường hợp $\mathcal{I}$ là hữu hạn có thể .

- Xét điều kiện (2.17) và trường hợp $U \in \Phi$.

Nếu $\mathcal{I}'$ là Φ-tự do truy cập mạnh thì (2.17) được suy ra từ (2.6), (2.10) và (2.11).
Xét trường hợp khi $\mathcal{I}'$ không Φ-tự do truy cập mạnh và không hữu hạn. Như vậy, $\mathcal{I}$ cũng không Φ-tự do truy cập mạnh. Do Z là không rỗng, cho nên tồn tại $\langle y, y' \rangle \in Z$ sao cho $y \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} y'$.

Lấy $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$. Giả sử ngược lại, không có $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$.

Như vậy, với mọi $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$, tồn tại một khái niệm C_x của $\mathcal{ALC}_\Phi$ sao cho $x \in (C_x)^{\mathcal{I}}_+$ nhưng $x' \notin (C_x)^{\mathcal{I}'}_+$. Đặt $\Gamma = \{\neg C_x \mid x \in \Delta^{\mathcal{I}}\}$.
Xét tập con hữu hạn bất kỳ Λ của Γ và đặt $C = \exists U.\bigsqcap \Lambda$. Do $x' \notin \Lambda^{\mathcal{I}'}_-$, nên $y' \notin (\neg C)^{\mathcal{I}'}_+$. Do $y \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} y'$, nên $y \notin (\neg C)^{\mathcal{I}}_+$. Điều này chỉ ra rằng $\Lambda^{\mathcal{I}}_- \neq \Delta^{\mathcal{I}}$. Do $\mathcal{I}$ là Φ-bảo toàn phương thức loại 2 hoặc loại 3 và không Φ-tự do truy cập mạnh, cho nên $\Gamma^{\mathcal{I}}_- \neq \Delta^{\mathcal{I}}$, và điều này mâu thuẫn với thực tế $x \in (C_x)^{\mathcal{I}}_+$ với mọi $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$.
Khi $\mathcal{I}'$ là hữu hạn thì có thể chứng minh tương tự như trường hợp trên.

- Xem xét điều kiện (2.18) và trường hợp $\mathtt{Self} \in \Phi$.

Giả sử $Z(x, x')$ và $r^{\mathcal{I}}_+(x, x)$ đúng. Do $x \in (\exists r.\mathtt{Self})^{\mathcal{I}}_+$ và $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$, cho nên $x' \in (\exists r.\mathtt{Self})^{\mathcal{I}'}_+$. Do đó, $r^{\mathcal{I}'}_+(x', x')$ đúng.

- Xét điều kiện (2.19) và trường hợp $\mathtt{Self} \in \Phi$.

Giả sử $Z(x, x')$ và $r^{\mathcal{I}}_-(x, x)$ đúng. Do $x \in (\neg\exists r.\mathtt{Self})^{\mathcal{I}}_+$ và $x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$, dẫn đến $x' \in (\neg\exists r.\mathtt{Self})^{\mathcal{I}'}_+$. Do đó, $r^{\mathcal{I}'}_-(x', x')$ đúng. ■

Hệ quả về tính tương đương đối tượng dưới đây được suy luận trực tiếp từ định lý trên.

Hệ quả 2.1 *(Điều kiện tương đương đối tượng). Cho $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ là hai $\mathfrak{s}$-diễn dịch Φ-bảo toàn phương thức mạnh sao cho $a^{\mathcal{I}} \equiv_{\Phi,\mathfrak{s}} a^{\mathcal{I}'}$ với mọi $a \in \mathbf{I}$.* ***Nếu*** *$U \notin \Phi$* ***thì****, với mọi $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$ và $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$, $x \equiv_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$ khi và chỉ khi $x \sim_{\Phi,\mathfrak{s}} x'$.*

Chứng minh:
• Từ điều kiện $\forall a \in \mathbf{I} : a^{\mathcal{I}} \equiv_{\Phi,\mathfrak{s}} a^{\mathcal{I}'}$ nhận được $\forall a \in \mathbf{I} : a^{\mathcal{I}} \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} a^{\mathcal{I}'}$ và $\forall a \in \mathbf{I} : a^{\mathcal{I}'} \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} a^{\mathcal{I}}$.
• Từ điều kiện $\mathcal{I} v \mathcal{I}'$ là hai $\mathfrak{s}$-diễn dịch Φ-bảo toàn phương thức mạnh nhận được điều kiện Φ-bảo toàn phương thức đối với $\mathcal{I} v \mathcal{I}'$ đều thỏa mãn theo cả hướng $(\mathcal{I}, \mathcal{I}')$ và $(\mathcal{I}', \mathcal{I})$.
• Điều kiện $U \notin \Phi$ cho biết yêu cầu Φ-tự do truy cập mạnh hoặc hữu hạn đối với $\mathcal{I} v \mathcal{I}'$ trong Định lý 2.4 là không cần đặt ra.
Do đó nhận được hai quan hệ : $\{\langle x, x'\rangle \in \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}'} \mid x \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x'\}$ là $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$, và $\{\langle x', x\rangle \in \Delta^{\mathcal{I}'} \times \Delta^{\mathcal{I}'} \mid x' \leq^{inf}_{\Phi,\mathfrak{s}} x\}$ là $(\Phi, \mathfrak{s})$-so sánh thông tin giữa $\mathcal{I}'$ và $\mathcal{I}$. ■

2.5. Học khái niệm cho LGMT para-nhất quán

A.L. Nguyen và cộng sự đã tiến hành một lượng đáng ghi nhận các nghiên cứu về học khái niệm trong LGMT [70, 90, 31, 43, 89, 56, 91]. A. R. Divroodi [30] và T.T. Luong [56] đã cung cấp các khảo sát khá toàn diện về học khái niệm trong LGMT.

Bài toán học khái niệm trong LGMT có dạng của bài toán phân lớp nhị phân trong học máy truyền thống. Trong học khái niệm cho LGMT, các đối tượng được biểu diễn không chỉ theo các thuộc tính mà còn theo các quan hệ hai ngôi giữa chúng; điều này làm giàu thêm ngữ nghĩa của dữ liệu. Tính không phân biệt được của dữ liệu dựa trên tương tự hai chiều cung cấp thêm một đặc trưng quan trọng cho học khái niệm trong LGMT. Học khái niệm cho LGMT para-nhất quán trong luận án là một tiếp nối của các nghiên cứu A.L. Nguyen và cộng sự.

2.5.1. Bài toán học khái niệm trong LGMT para-nhất quán

Tổng hợp từ các nghiên cứu liên quan, A. R. Divroodi [30], T.T. Luong [56] giới thiệu ba ngữ cảnh (ba bài toán) chính sau đây của học khái niệm trong LGMT.

Định nghĩa 2.12 *(Ba bài toán học khái niệm trong LGMT).*
Cho một cơ sở tri thức LGMT K, hai tập cá thể có tên E^+ (chứa các ví dụ dương) và E^- (chứa các ví dụ âm).
Hãy học một khái niệm C chưa biết trong K từ hai tập ví dụ E^+, E^- theo ba trường hợp (bài toán) sau đây:

- $K \models C(a) : \forall a \in E^+$ *và* $K \models \neg C(a) : \forall a \in E^-$;
- $K \models C(a) : \forall a \in E^+$ *và* $K \not\models \neg C(a) : \forall a \in E^-$;
- *Cho $\mathcal{I}$ là một diễn dịch của K với miền diễn dịch $\Delta^\mathcal{I}$ ($E^+, E^- \subset \Delta^\mathcal{I}$). $\mathcal{I} \models C(a) : \forall a \in E^+$ và $\mathcal{I} \models \neg C(a) : \forall a \in E^-$. Lưu ý, $\mathcal{I} \not\models C(a)$ cũng là $\mathcal{I} \models \neg C(a)$.*

Luận án này tập trung vào bài toán (trường hợp) học khái niệm thứ ba, khi đó, cơ sở tri thức K với diễn dịch $\mathcal{I}$ được gọi là một *hệ thống thông tin*.

Có hai ràng buộc đặt ra với bài toán học khái niệm C là: (i) học trong một ngôn ngữ chặt và (ii) tỷ lệ lỗi học cần nhỏ phù hợp. Do LGMT cung cấp một biểu diễn ngôn ngữ tốt, cho nên, bài toán học ở đây không có ràng buộc về ngôn ngữ. Ràng buộc tỷ lệ lỗi học nhỏ có nghĩa là $(C_+^{\mathcal{I}}, C_-^{\mathcal{I}})$ chỉ cần *"xấp xỉ tốt nhất"* (E^+, E^-) mà không phải chính xác là (E^+, E^-). Như vậy, bài toán học khái niệm trong LGMT para-nhất quán bốn giá trị được phát biểu như dưới đây.

Định nghĩa 2.13 *(Học khái niệm trong LGMT para-nhất quán).*

Bài toán học khái niệm trong LGMT para-nhất quán được phát biểu dưới dạng input-output như sau:

- ***Input***
  - *Một LGMT para-nhất quán bốn giá trị L_Φ (với tập các đặc trưng $\Phi \subseteq \{I, O, Q, U, \mathtt{Self}\}$) dựa trên $\mathcal{ALC}_\Phi$ với ngữ nghĩa $\mathfrak{s}$ như được mô tả ở **Định nghĩa 2.1, Định nghĩa 2.2**;*
  - *Một diễn dịch $\mathcal{I}$ của L_Φ với miền diễn dịch $\Delta^{\mathcal{I}}$. Gọi $K = (L_\Phi, \mathcal{I})$ là cơ sở tri thức LGMT para-nhất quán bốn giá trị.*
  - *Hai tập cá thể có tên $E^+, E^- \subset \Delta^{\mathcal{I}}$: E^+ chứa các ví dụ dương và E^- chứa các ví dụ âm.*
- ***Output***

  Một khái niệm C trong K thỏa điều kiện: $\mathcal{I} \models C(a) : \forall a \in E^+$ và $\mathcal{I} \models \neg C(a) : \forall a \in E^-$.

2.5.2. Thuật toán học khái niệm trong LGMT para-nhất quán

Luận án đề nghị một thuật toán giải xấp xỉ bài toán học khái niệm trong LGMT para-nhất quán bốn giá trị (**định nghĩa 2.1, 2.2**) có đầu vào và đầu ra được mô tả theo **Định nghĩa 2.13**.

Nội dung thuật toán

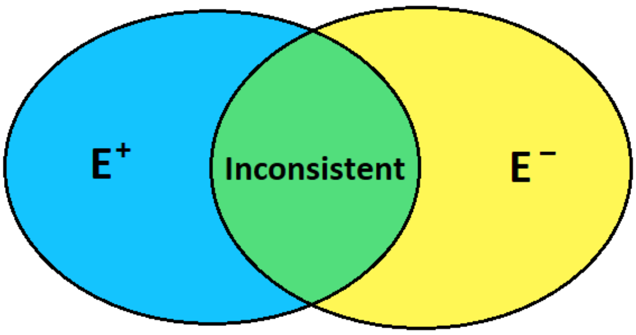
- **Bước 1:** Xây dựng quan hệ tự tương tự hai chiều như Định nghĩa 2.6. Áp dụng quy trình thực hiện như được mô tả trong **Nhận xét** 4.
  - Đầu tiên, khởi tạo $Z := \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}}$.
  - Trong khi vẫn tồn tại một cặp $\langle x, x' \rangle \in Z$ mà $\langle x, x' \rangle$ hoặc $\langle x', x \rangle$ không thoả mãn một trong các điều kiện (2.7)-(2.15), (2.18) và (2.19) thì xoá hai cặp $\langle x, x' \rangle$ và $\langle x', x \rangle$ từ Z.
    Lưu ý, cặp $\langle x', x \rangle$ được xem xét tương ứng với chiều nghịch đảo của quan hệ so sánh.
  - Cuối cùng, nếu Z thoả mãn các điều kiện (2.6), (2.16) và (2.17) thì Z chính là $(\Phi, \mathfrak{s})$-tự so sánh thông tin $\sim_{\Phi,\mathfrak{s},\mathcal{I}}$ cần tìm. Theo **Nhận xét 5** thì quan hệ tương đương này luôn tồn tại.
- **Bước 2:** Mỗi lớp tương đương $[x]_{\sim_{\Phi,\mathfrak{s},\mathcal{I}}}$ cho bất kỳ $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$ được đặc trưng bằng khái niệm C_x có nghĩa là $x' \in (C_x)^{\mathcal{I}}_{+}$ khi và chỉ khi $x' \in [x]_{\sim_{\Phi,\mathfrak{s},\mathcal{I}}}$. Bất kỳ một khái niệm nào thuộc $C_{x'}$ với $x' \in [x]_{\sim_{\Phi,\mathfrak{s},\mathcal{I}}}$ đều có thể được chọn ra để mô tả $[x]_{\sim_{\Phi,\mathfrak{s},\mathcal{I}}}$. Lưu ý là $\cdot^{\mathcal{I}}(C_x) = [x]_{\sim_{\Phi,\mathfrak{s},\mathcal{I}}}$. Một tập X là hợp của một số lớp tương đương $[x]_{\sim_{\Phi,\mathfrak{s},\mathcal{I}}}$ được gọi là *tập mô tả được*.
- **Bước 3:**
  - **Trường hợp: Hai tập E^+, E^-** mô tả được.
    Xét E^+:
    • (a) Tìm khái niệm $C+$ (tương ứng với E^+) là hợp ($\sqcup$) của các khái niệm C_x tương ứng các lớp tương đương thành phần. Nếu $E^- \subset C+^{\mathcal{I}}_{-}$ thì $C+$ là khái niệm cần tìm.
    • (b) Ngược lại, tìm khái niệm $C-$ (tương ứng với E^-) là hợp ($\sqcup$) các khái niệm C_x của các lớp tương đương thành phần. Nếu $E^+ \subset \mathrm{C}+^{\mathcal{I}}_{+}$ thì $\neg C-$ là khái niệm cần tìm.
    • Trường hợp khác với cả (a) và (b) thì khái niệm C cần tìm được chọn hoặc $C+$ hoặc hoặc $C-$ tùy thuộc vào tập nào trong hai tập $(C +^{\mathcal{I}}_{-} - E^-)$, $(C -^{\mathcal{I}}_{-} - E^+)$ có kích thước nhỏ hơn.
  - **Một trong hai tập E^+, E^- hoặc cả hai** không mô tả được.
    • Do $\sim_{\Phi,\mathfrak{s},\mathcal{I}}$ là một quan hệ tương đương, cho nên một tập E không mô tả sẽ có vai trò của một tập thô (*rough set*).

• Gọi ET là tập xấp xỉ trên, ED là tập xấp xỉ dưới, và EB là tập biên của E, khi đó $ET = ED + EB$.

• Thực hiện như trường hợp hai tập E^+, E^- đều mô tả được đối với từng trường hợp ET, ED đóng vai trò của tập E^+, E^- như thực hiện ở trường hợp trên. Chọn khái niệm C theo trường hợp tạo nên lỗi nhỏ nhất.

Nhận xét 6 *Thuật toán học khái niệm trên đây chỉ sử dụng quan hệ tự tương đương hai chiều theo tiếp cận LGMT para-nhất quán bốn giá trị. Trong tương lai, khái niệm cần tìm dưới dạng khái niệm phức với các giá trị không nhất quán (inconsistent)* $\mathfrak{i}$ *khi* $\mathfrak{s}_C \geq 3$*, và* $\mathfrak{u}$ *(unknown) khi* $\mathfrak{s}_C = 4$ *(với các lưu ý sau:* $\mathfrak{i}^\mathcal{I} = \langle \Delta^\mathcal{I}, \Delta^\mathcal{I} \rangle$ *và* $\mathfrak{u}^\mathcal{I} = \langle \emptyset, \emptyset \rangle$*) cần được bổ sung vào thuật toán.*

2.5.3. Thực nghiệm và nhận xét



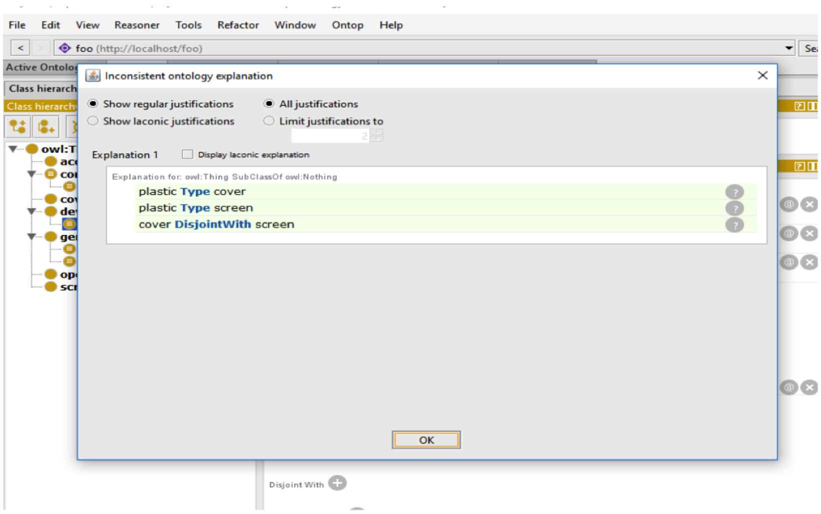
Hình 2.2: Tri thức KNQ trong học máy

Trong thực nghiệm, ngôn ngữ $\mathcal{L}$ (đại diện cho $\mathcal{ALC}$) được hạn chế trên một lớp các LGMT para-nhất quán. Cho tập kí tự $\sum$ và tập các đặc trưng của LGMT para-nhất quán Φ.

Trong quá trình thực nghiệm, luận án gặp khó khăn là không có sẵn các cơ sở tri thức với các đối tượng có liên kết với nhau có thể sử dụng trực tiếp cho bài toán học khái niệm trong LGMT para-nhất quán có chứa một số đối tượng cùng thuộc nhiều lớp khác nhau. Do đó, luận án phải xây dựng cơ sở tri thức từ ontology Electric [1].

Luận án triển khai thuật toán theo bộ suy diễn HermiT của Porotege trên một máy tính với core $i52.27GHz$ CPU và RAM 4G. Phương pháp đánh giá chéo *10-folds cross validation* được áp dụng: chia ngẫu nhiên tập dữ liệu thành 10 phần, thực hiện thuật toán 10 lần; trong mỗi lần: chọn một tập dữ liệu con làm tập đánh giá và tập bao gồm chín tập dữ liệu con còn lại làm tập học mô hình.

Luận án sử dụng bộ các độ đo là độ hồi tưởng (*recall*) ρ, độ chính xác (*precision*) π và độ đo hài hòa $F1$ trên tập đánh giá để đo lường hiệu năng học khái niệm. Hình 2.4 cung cấp thông tin kết quả về một số khái niệm cơ sở tri thức KNQ.



Hình 2.3: Kiểm tra tri thức KNQ với bộ suy diễn HermiT

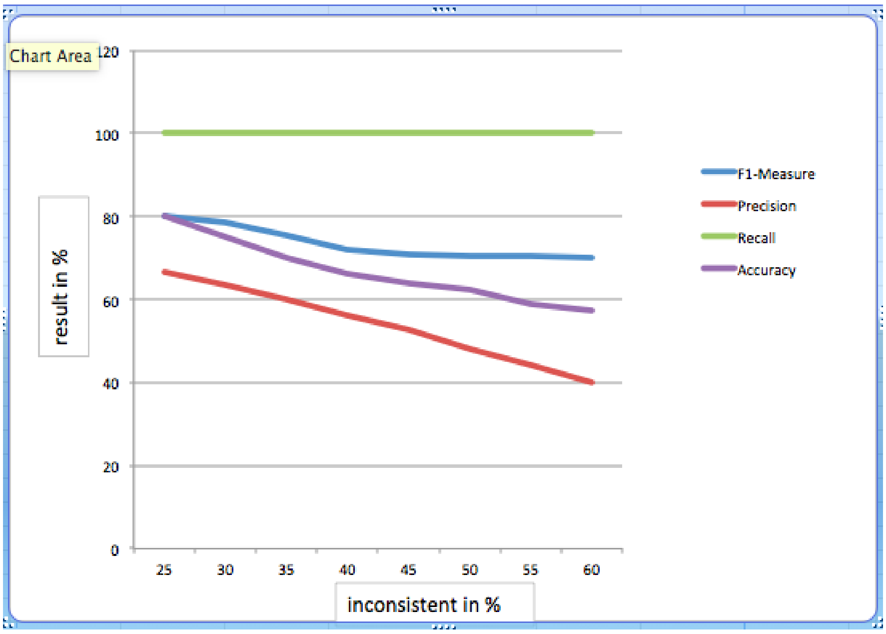
Điển hình, thông báo đưa ra đối tượng *plastic* thuộc cả hai khái niệm *cover* và *screen*. Trong khi đó, *cover* và *screen* là hai khái niệm độc lập không liên quan đến nhau.

Luận án tiến hành các thử nghiệm với tỉ lệ khái niệm KNQ khác nhau để đánh giá hiệu quả của thuật toán được đề xuất.

Luận án sử dụng nguyên lý Entropy cực đại với tập dữ liệu là 941 khái niệm, 32 vai trò và 521 đối tượng cho kết quả khả quan về độ đo F1 tỉ lệ nghịch với đại lượng khái niệm KNQ.

[1]https://www.w3.org/2013/data/

Để minh họa ảnh hưởng của tham số KNQ, các kết quả được trình bày trong Bảng 2.1. Vì tham số KNQ đóng vai trò như một tiêu chí, một mong đợi qua quan sát là các giá trị KNQ thấp hơn dẫn đến sự gia tăng đáng kể về độ chính xác.



Hình 2.4: Tỉ lệ tri thức KNQ tỉ lệ thuận với độ chính xác

Inconsistent (%)	Accuracy (%)	Precision (%)	F1-Measure (%)
25	80.00	66.67	80.00
30	78.43	63.54	75.00
35	75.62	60.00	70.00
40	72.14	56.00	66.00
45	71.00	52.48	63.67
50	70.48	48.23	62.33
55	70.32	44.00	59.00
60	70.00	40.00	57.14

Bảng 2.1: Ảnh hưởng của tham số KNQ trong cơ sở tri thức

Kết quả thực nghiệm cho một minh họa về một cách tiếp cận phù hợp cho các hệ thống Web ngữ nghĩa với cơ sở tri thức có chứa yếu tố KNQ.

2.6. Kết luận chương 2

Trong Chương 2, một dạng LGMT para-nhất quán bốn giá trị được lựa chọn, một kiểu mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều đối với LGMT para-nhất quán này đã được định nghĩa. Luận án cũng phát biểu và chứng minh tính chất bảo toàn thông tin và tính chất Hennessy-Milner đối với mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều được định nghĩa. Luận án cũng phát biểu bài toán học khái niệm trong LGMT para-nhất quán bốn giá trị, đề nghị một thuật toán giải xấp xỉ bài toán và thi hành thực nghiệm tương đối đơn giản. Các kết quả của chương này được công bố một phần trong [NTHKhanh3, NTHKhanh6, NTHKhanh1].

Tiếp theo, Chương 3 sẽ trình bày nội dung nghiên cứu về mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều và các tính chất cốt lõi cần có đối với LGMT mờ theo ngữ nghĩa Gódel.

Chương 3

LOGIC MÔ TẢ MỜ THEO NGỮ NGHĨA GÓDEL: MÔ PHỎNG HAI CHIỀU VÀ TÍNH CHẤT HENNESSY-MILNER

Chương 3 tập trung trình bày các kết quả nghiên cứu đối với LGMT mờ. Mục đầu tiên giới thiệu về một số nghiên cứu về mô phỏng hai chiều trong LGMT mờ. Mục tiếp theo giới thiệu về tập mờ theo ngữ nghĩa Gódel. Một kiểu LGMT mờ theo ngữ nghĩa Gódel được luận án lựa chọn được giới thiệu trong mục thứ ba. Một định nghĩa về mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều đối với LGMT mờ được đề nghị trong mục thứ tư. Tiếp đó, mục thứ năm phát biểu và chứng minh tính chất bảo toàn của mô phỏng hai chiều mờ. Mục cuối cùng phát biểu và chứng minh tính chất Hennessy-Milner của mô phỏng hai chiều trong LGMT mờ bốn giá trị.

3.1. Nghiên cứu về mô phỏng hai chiều trong logic mờ

Một số nghiên cứu về mô phỏng hai chiều dựa trên logic mờ đã được công bố và điển hình nhất là hai nghiên cứu [23, 39].

Trong [23] M. Ciric và cộng sự giới thiệu mô phỏng hai chiều cho tự động mờ. Mô phỏng hai chiều như vậy là một quan hệ mờ giữa các tập trạng thái của hai trạng thái được xem xét. Một trong những kết quả của [23] nói rằng có một mô phỏng hai chiều giữa trạng thái mờ $\mathcal{A}$ và $\mathcal{B}$ khi và chỉ khi có một đẳng cấu đặc biệt giữa hệ số tự động mờ của chúng đối với mối quan hệ tương đương mờ mô phỏng hai chiều. Nó là một loại thuộc tính Hennessy-Milner như đã được giới thiệu ở Chương 1.

Tiếp tục tiếp cận của M. Ciric và cộng sự, T.-F. Fan [39] giới thiệu mô phỏng hai chiều mờ cho một ba logic phương thức mệnh đề (*Propositional Modal Logic*: PML) mờ sử dụng ngữ nghĩa Gódel. Các logic được xem xét bao gồm logic phương thức đơn điệu mờ K và các phiên bản mở rộng của nó với các phương thức nghịch đảo và/hoặc phép phủ định. Tác giả định nghĩa mô phỏng hai chiều là một quan hệ khác rỗng trên hai miền diễn dịch thỏa mãn hai điều kiện được gọi là *điều kiện cơ bản* và *điều kiện qua-lại (back-and-forth condition)*. Hơn nữa, mô phỏng hai chiều mờ còn được định nghĩa cho logic phương thức đơn điệu nghịch đảo. T.-F. Fan đã chứng minh rằng mô phỏng hai chiều mờ trong các logic được xem xét có tính chất Hennessy-Milner. Tồn tại mối liên hệ giữa các phép mô phỏng hai chiều mờ trong logic phương thức Gódel và mô phỏng hai chiều trong logic phương thức với các giá trị Heyting [38], đặc biệt là theo trường hợp đại số Heyting là tuyến tính [39].

Nghiên cứu của luận án được trình bày trong chương này là bước phát triển tiếp theo từ các nghiên cứu [16, 38, 23, 39] khi sử dụng LGMT làm logic nền tảng mà không phải là logic phương thức như các nghiên cứu trên đây. Đầu tiên, một LGMT mờ dựa trên LGMT $\mathcal{ALC}_\Phi$ với các đặc trưng bổ sung là vai trò nghịch đảo I, định danh O , Hạn chế số lượng định tính Q, vai trò toàn cục U và vai trò phản xạ cục bộ `Self`. Với các đặc trưng bổ sung như vậy, việc định nghĩa ngữ nghĩa LGMT mờ là phức tạp hơn so với các kiểu logic phương thức. Mô phỏng hai chiều cho LGMT mờ mở rộng trên đây theo ngữ nghĩa Gódel được phát biểu. Tính chất Hennessy-Milner của mô phỏng hai chiều mờ trong LGMT mờ theo ngữ nghĩa của Gódel được phát biểu và chứng minh. Luận án chỉ ra rằng nếu diễn dịch mờ $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ là tương đương thì $Z : \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}'} \to [0, 1]$ là mô phỏng hai chiều mờ lớn nhất giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ khi và chỉ khi $Z(x, x') = \inf\{C^{\mathcal{I}}(x) \Leftrightarrow C^{\mathcal{I}'}(x) \mid C$ là một khái niệm$\}$ với mọi $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$ và $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$, trong đó $\Leftrightarrow$ ký hiệu tương đương Gódel. Bài toán học khái niệm dựa trên mô phỏng hai chiều mờ cho các LGMT mờ theo ngữ nghĩa Gódel cũng được đề cập.

3.2. Tập mờ theo ngữ nghĩa Gódel

3.2.1. Tập mờ và các phép toán tập mờ

Tập mờ do I. A. Zadeh khởi xướng từ năm 1965 [95] với mục tiêu cốt lõi là biểu diễn một tính chất của các đối tượng mà nhận thức về tính chất đó ở mỗi đối tượng là "mờ" (không rõ ràng), theo đó, con người có đánh giá khác nhau về tính chất đó trong môi trường đối tượng. Trải qua trên năm mươi năm phát triển, tập mờ đã có sự phát triển cao với ứng dụng rộng rãi trong rất nhiều lĩnh vực nghiên cứu và triển khai. Mục con này trình bày những nội dung cơ bản nhất về tập mờ. Ký hiệu X là không gian các đối tượng (điểm, dữ liệu) đang được quan tâm, ký hiệu x là phần tử tổng quát của X. Như vậy, $X = \{x\}$.

Định nghĩa 3.1 *[95]*
Một tập mờ A trong X được biểu diễn bằng một hàm thành viên (hay hàm đặc trưng) $f_A(x)$ tương ứng mỗi đối tượng $x \in X$ với một giá trị $f_A(x)$ thuộc đoạn [0,1], trong đó $f_A(x)$ biểu diễn "mức độ thành viên" của x trong A.

Như vậy, độ thành viên (*membership*, cũng gọi *độ thuộc*) của các phần tử $x \in X$ tới một tập mờ A có giá trị thuộc một miền liên tục từ 0 tới 1. Giá trị $f_A(x)$ càng gần 1 thì mức độ thành viên của x trong A càng cao. Khi A là một tập thông thường thì $f_A(x)$ chỉ nhận một trong hai giá trị 0 và 1, với $f_A(x) = 1$ ($f_A(x)$=0) tương ứng với tình huống đối tượng x thuộc (không thuộc) tập A. Như vậy, trong trường hợp này, hàm thành viên $f_A(x)$ rút gọn thành "hàm đặc trưng" của tập A (thường được ký hiệu là λ_A trong lý thuyết tập hợp). Tập thông thường $Y \subseteq X$ còn được gọi là tập đơn giản (hay tập rõ: *crisp set*). Nói chung đối với tập mờ, không có quan hệ một phần tử x "thuộc" một tập mờ A mà chỉ có thể có quan hệ "phần tử x thuộc tập mờ A với mức độ $f_A(x)$". Nói một cách chặt chẽ, tập mờ A không phải là một tập hợp theo nghĩa thông thường, và như đã được đề cập, *tập mờ chỉ dẫn một tính chất "mờ" của các đối tượng trong một tập các đối tượng.*

Ví dụ 3.1 *(Ví dụ về tập mờ)*
Cho X là tập các số nguyên là tuổi của nhân viên trong công ty (X = [18, 60]: theo quy định của luật lao động). Trong công ty không có quy định về người già, song trong bài toán khai phá luật kết hợp với thuộc tính tuổi, cần đưa vào một tập mờ A "các nhân viên già" trong công ty. Khi đó, $f_A(x)$=0 $\forall x \leq 30$, $f_A(x)$=1 $\forall x \geq 55$ và $f_A(x)$ đơn điệu không giảm trong khoảng x từ 30 tới 55 và nhận giá trị từ 0 tới 1, chẳng hạn, $f_A(x)$= ((x-30)/25) : $\forall x \in [30, 55]$.

Các khái niệm, phép toán (phép toán quan hệ, phép toán đại số), luật De Morgan đối với tập thông thường cũng được khảo sát đối với tập mờ.

Định nghĩa 3.2 *[95] (Một số khái niệm, phép toán và luật De Morgan trên tập mờ)*

- *Tập mờ A được gọi là rỗng nếu $f_A(x)$=0: $\forall x \in X$.*
- *Hai tập mờ A và B được gọi là bằng nhau, ký hiệu $A = B$, khi và chỉ khi $f_A(x) = f_B(x)\ \forall x \in X$ (ta viết $f_A = f_B$ thay cho $f_A(x) = f_B(x) \forall x \in X$; tương tự viết $f_A \leq f_B$ thay cho $f_A(x) \leq f_B(x)\ \forall x \in X$; và mở rộng cho mọi dấu phép toán so sánh khác).*
- *Phần bù của tập mờ A, ký hiệu là $\neg A$, là tập mờ có hàm thành viên $f_\neg A = 1 - f_A$.*
- *Tập mờ A được gọi là bị chứa trong tập mờ B (A "là tập con" của B hoặc A "nhỏ hơn" B), ký hiệu $A \subset B$, khi và chỉ khi $f_A \leq f_B$: $A \subset B \Leftrightarrow f_A \leq f_B$. Định nghĩa tương tự cho các quan hệ giữa hai tập mờ và mở rộng cho nhiều tập mờ như "chứa" ("lớn hơn"), "chứa thực sự" (lớn hơn thực sự "), nhỏ nhất", "lớn nhất"...*
- *Hợp của hai tập mờ A (với hàm thành viên $f_A(x)$) và B (với hàm thành viên $f_B(x)$) là một tập mờ C, ký hiệu $C = A \cup B$, với hàm thành viên $f_C(x)$ có giá trị là $f_C(x) = max[f_A(x), f_B(x)] \forall x \in X : f_C = f_A \vee f_B$. Phép hợp hai tập mờ $\vee$ có tính kết hợp: $A \vee (B \vee C) = (A \vee B) \vee C$. Có thể chứng minh được khẳng định "hợp giữa hai tập mờ là tập mờ nhỏ nhất chứa cả hai tập mờ đó".*

- *Giao của hai tập mờ A (với hàm thành viên $f_A(x)$) và B (với hàm thành viên $f_B(x)$) là tập mờ C, ký hiệu $C = A \vee B$, với hàm thành viên $f_C(x)$ có giá trị là $f_C(x) = min[f_A(x), f_B(x)] \forall x \in X : f_C = f_A \vee f_B$. Phép giao hai tập mờ $\cap$ có tính kết hợp: $A \cap (B \cap C) = (A \cap B) \cap C$. Tương tự như trên, cũng chứng minh được khẳng định "giao giữa hai tập mờ là tập mờ lớn nhất bị chứa bởi cả hai tập mờ đó".*

- *Tập mờ cũng đáp ứng Luật De Morgan như tập thông thường.*

3.2.2. Ba ngữ nghĩa của tập mờ

Hợp và giao là hai phép toán có vai trò đặc biệt quan trọng trong lý thuyết tập mờ vì chúng là nền tảng cho việc kết hợp các tập mờ. Chính vì lý do đó, nhằm tạo nên cơ chế linh hoạt tích hợp các tập mờ, người ta đã tổng quá hóa công thức tính hàm thành viên của hợp (giao) hai tập mờ thông qua hai chuẩn $s - norm$ và $t - norm$. Hàm f: $[0, 1]x[0, 1] \to [0, 1]$ được gọi là chuẩn $s - norm(t - norm)$ nếu thỏa bốn tính chất:

- Tính giao hoán: $f(x, y) = f(y, x), \forall x, y \in [0, 1]$;
- Tính đơn điệu: nếu $x \leq y$ thì $f(x, z) \leq f(y, z), \forall z \in [0, 1]$;
- Kết hợp: $f(x, f(y, z)) = f(f(x, y), z), \forall x, y, z \in [0, 1]$;
- Trung tính với 0: $f(x, 0) = x, \forall x \in [0, 1]$ (Trung tính với 1: $f(x, 1) = x, \forall x \in [0, 1]$).

Hàm $max(x, y)$ là một hàm chuẩn $s - norm$, hàm $min(x, y)$ là một hàm chuẩn $t-norm$. Nói một cách tổng quát, hợp (giao) của hai tập mờ A và B là tập mờ có hàm thành viên $f_{A \cup B}(f_{A \cap B}$ đáp ứng chuẩn $s-norm(t-norm)$ của hai hàm thành viên f_A và f_B. Chuẩn $s - norm$ còn được gọi là chuẩn $t - conorm$.

Các phép toán đại số trên tập mờ được xác định tương ứng trên hàm thành viên, chẳng hạn, tích đại số $AB(f_{AB} = f_A f_B)$, tổng đại số $A + B(f_{A+B} = f_A + f_B)$, hiệu tuyệt đối $|A - B|(f_{|A-B|} = |f_A - f_B|)$. Một quan hệ mờ trên tập X là một tập mờ trên XxX, có nghĩa là quan hệ mờ R trên X tương ứng với hàm thành viên f_R trên tập XxX. Ngoài học ngữ nghĩa gốc do A. Zadeh đưa ra, ba họ ngữ nghĩa khác cũng được sử dụng khá phổ biến. Một tóm tắt về bốn họ ngữ nghĩa tập mờ được chỉ ra ở Bảng 3.1 [16].

Như đã đề cập ở Chương 1, F. Bobillo và cộng sự [16] chỉ ra rằng ngữ nghĩa mờ Gódel rất thú vị để nghiên cứu. Một mặt, *chuẩn t* (*t-norm*) và *chuẩn s* (*s-norm* còn được gọi là *t-conorm*) theo ngữ nghĩa mờ Gódel giống như theo ngữ nghĩa mờ Zadeh cho nên cho tiềm năng ứng dụng rộng rãi trong ontology mờ vì các chuẩn nói trên cho phép việc kết hợp là không phụ thuộc chi tiết vào các ontology thành phần. Mặt khác, toán tử kéo theo (*R-implication*) theo ngữ nghĩa Gódel có tính logic tốt tránh được các hiệu ứng phản trực giác (*counter-intuitive effects* của toán tử kéo theo theo ngữ nghĩa Zadeh.

Họ mờ	t-Norm $p \otimes q$	t-Conorm $p \oplus q$	Phủ định $\ominus p$	Kéo theo $p \Rightarrow q$
Zadeh	$min(p, q)$	$max(p, q)$	$1 - p$	$max(1 - p, q)$
Lukasiewicz	$max(p + q - 1, 0)$	$min(p + q, 1)$	$1 - p$	$min(1 - p + q, 1)$
Gódel	$min(p, q)$	$max(p, q)$	$\begin{cases} 1 & p = 0 \\ 0 & p > 0 \end{cases}$	$\begin{cases} 1 & p \leq q \\ q & p > q \end{cases}$
Product	$p.q$	$p + q - p.q$	$\begin{cases} 1 & p = 0 \\ 0 & p > 0 \end{cases}$	$\begin{cases} 1 & p \leq q \\ q/p & p > q \end{cases}$

Bảng 3.1: Họ các toán tử mờ

3.2.3. Toán tử mờ Gódel

Như đã giới thiệu trong **Bảng 3.1**, họ các toán tử mờ Gódel cơ bản được định nghĩa như sau [16]:

Phép giao hai tập mờ có hàm thành viên p,q:

$$p \otimes q = \min\{p, q\} \tag{3.1}$$

Phép hợp hai tập mờ có hàm thành viên p,q:

$$p \oplus q = \max\{p, q\} \tag{3.2}$$

Phép phủ định tập mờ có hàm thành viên p:

$$\ominus p = \begin{cases} 1 & \text{nếu p} = 0, \\ 0 & \text{ngược lại.} \end{cases} \tag{3.3}$$

Phép kéo theo của hai tập mờ có hàm thành viên p,q:

$$(p \Rightarrow q) = (1 \text{ nếu } p \leq q, \text{ ngược lại } q) \tag{3.4}$$

Phép tương đương của hai tập mờ có hàm thành viên p,q:

$$(p \Leftrightarrow q) = (p \Rightarrow q) \otimes (q \Rightarrow p) \tag{3.5}$$

Trong đó $p, q \in [0, 1]$. Chúng ta nhận được: $(p \Leftrightarrow q) = 1$ nếu $p = q$, và $(p \Leftrightarrow q) = \min\{p, q\}$ trong trường hợp ngược lại.
Để mở rộng phép hợp và phép giao cho nhiều tập (hàm) mờ, phép giao và phép hợp các giá trị trong $[0, 1]$ thuộc một tập Γ được định nghĩa như sau:

$$\otimes\Gamma = \inf\Gamma \tag{3.6}$$

$$\oplus\Gamma = \sup\Gamma \tag{3.7}$$

trong đó giá trị *sup* hoặc *inf* thuộc đoạn $[0, 1]$.
Cho Δ và Δ' là hai miền tương ứng với các diễn dịch đối với LGMT. Cho hai tập mờ (còn được gọi là "quan hệ mờ") $R, S : \Delta \times \Delta' \to [0, 1]$, nếu $R(x, y) \leq S(x, y)$ với mọi $\langle x, y\rangle \in \Delta \times \Delta'$, thì viết $R \leq S$ và nói rằng S là *lớn hơn hoặc bằng* R. Phép hợp hai hàm mờ R và S, ký hiệu là $R \oplus S$: $\Delta \times \Delta' \to [0, 1]$ được định nghĩa như sau:

$$(R \oplus S)(x, y) = R(x, y) \oplus S(x, y). \tag{3.8}$$

Phép hợp hàm mờ được mở rộng cho nhiều hàm mờ: Nếu $\mathcal{Z}$ là một tập các hàm mờ $\Delta \times \Delta' \to [0, 1]$, thì phép hợp các hàm mờ thuộc $\mathcal{Z}$ (ký hiệu là $\oplus\mathcal{Z}$) được định nghĩa như sau:

$$(\oplus\mathcal{Z})(x, y) = \oplus\{Z(x, y) \mid Z \in \mathcal{Z}\} \tag{3.9}$$

Định nghĩa phép giao hai và nhiều hàm mờ là hoàn toàn tương tự.
Cho $R : \Delta \times \Delta' \to [0, 1]$ và $S : \Delta' \times \Delta'' \to [0, 1]$, hàm tích của hai hàm mờ $R \circ S$ là một hàm có dạng $\Delta \times \Delta'' \to [0, 1]$ được định nghĩa như sau:

$$(R \circ S)(x, y) = \oplus\{R(x, z) \otimes S(z, y) \mid z \in \Delta'\} \tag{3.10}$$

3.3. Logic mô tả mờ theo ngữ nghĩa Gódel

Trên cơ sở các nghiên cứu của L.A.Nguyen, A. R. Divroodi và cộng sự, luận án lựa chọn LGMT mờ theo ngữ nghĩa Gódel dựa trên ngôn ngữ LGMT ALCreg để phát triển các nghiên cứu về mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều trên LGMT mờ. Cho Φ là tập các đặc trưng bao gồm I (vai trò nghịch đảo), O (định danh), Q (hạn chế số lượng), U (vai trò toàn cục) và `Self` (phản xạ địa phương).

LGMT mờ L_ϕ được xem xét với L là mở rộng của ALC_{reg} bổ sung giá trị chân lý mờ và L_ϕ mở rộng L với các đặc trưng từ ϕ. Cú pháp và ngữ nghĩa của L_ϕ lần lượt được giới thiệu sau đây.

Ngôn ngữ LGMT mờ sử dụng tập $\mathbf{C}$ các *tên khái niệm*, tập $\mathcal{R}$ các *tên vai trò*, và tập $\mathbf{I}$ tên các *cá thể*. Lưu ý, gọi một tên vai trò r hoặc nghịch đảo r^- (của tên vai trò r) (khi $I \in \Phi$) là một **vai trò cơ sở** của $\mathcal{L}_\Phi$.

Định nghĩa 3.3 *(LGMT mờ theo ngữ nghĩa Gódel).*
Cho $\mathbf{C}$ *là tập các* tên khái niệm*,* $\mathcal{R}$ *là tập các* tên vai trò*, và* $\mathbf{I}$ *là tập các* tên cá thể*.*
Vai trò *và* ***khái niệm*** *của* $\mathcal{L}_\Phi$ *được định nghĩa một cách đệ quy như sau:*

- *Nếu* $r \in \mathcal{R}$*, thì* r *là một* ***vai trò*** *của* $\mathcal{L}_\Phi$*,*
- *Nếu* R*,* S *là hai vai trò của* $\mathcal{L}_\Phi$ *và* C *là một khái niệm của* $\mathcal{L}_\Phi$*, thì* $R \circ S$*,* $R \sqcup S$*,* R^* *và* $C?$ *là các vai trò của* $\mathcal{L}_\Phi$*,*
- *Nếu* $I \in \Phi$ *và* R *là một vai trò của* $\mathcal{L}_\Phi$*, thì* R^- *là một vai trò của* $\mathcal{L}_\Phi$*,*
- *Nếu* $U \in \Phi$*, thì* U *là một vai trò của* $\mathcal{L}_\Phi$*, được gọi là* ***vai trò toàn cục*** *(giả thiết,* $U \notin \mathcal{R}$*),*
- *Nếu* $p \in [0, 1]$*, thì* p *là một* ***khái niệm*** *của* $\mathcal{L}_\Phi$*,*
- *Nếu* $A \in \mathbf{C}$*, thì* A *là một khái niệm của* $\mathcal{L}_\Phi$*,*
- *Nếu* C*,* D *là hai khái niệm của* $\mathcal{L}_\Phi$ *và* R *là một vai trò của* $\mathcal{L}_\Phi$*, thì:*
  - $C \sqcap D$*,* $C \to D$*,* $\neg C$*,* $C \sqcup D$*,* $\forall R.C$*,* $\exists R.C$ *là các khái niệm của* $\mathcal{L}_\Phi$*,*
  - *Nếu* $O \in \Phi$ *và* $a \in \mathbf{I}$*, thì* $\{a\}$ *là một khái niệm của* $\mathcal{L}_\Phi$*,*

– *Nếu* $Q \in \Phi$, *R là một vai trò cơ sở của* $\mathcal{L}_\Phi$ *và* $n \in \mathbf{N}$, *thì* $\geq n\, R.C$ *và* $\leq n\, R.C$ *là những khái niệm của* $\mathcal{L}_\Phi$,

– *Nếu* $\texttt{Self} \in \Phi$ *và* $r \in \mathcal{R}$, *thì* $\exists r.\texttt{Self}$ *là một khái niệm của* $\mathcal{L}_\Phi$.

Khái niệm **0** đại diện cho $\perp$, và khái niệm **1** đại diện cho $\top$.

Nhận xét 7 *(Một số ký hiệu được sử dụng trong LGMT mờ).*

- *Gọi* $\mathcal{L}^0_\Phi$ *là ngôn ngữ con lớn nhất của* $\mathcal{L}_\Phi$ *mà không sử dung bộ tạo vai trò* $R \circ S$, $R \sqcup S$, R^*, $C?$ *và bộ tạo khái niệm* $\neg C$, $C \sqcup D$, $\forall R.C$, $\leq n\, R.C$.
- *Các chữ cái A và B được sử dụng để ký hiệu* khái niệm nguyên tử *(tên các khái niệm),*
- *C và D để ký hiệu các* khái niệm tuỳ ý,
- *r và s để ký hiệu các* các vai trò nguyên tử *(tên các vai trò),*
- *R và S để ký hiệu các* vai trò tuỳ ý,
- *a và b để ký hiệu các* tên cá thể,
- *Cho một tập n khái niệm* $\Gamma = \{C_1, \ldots, C_n\}$, *ký hiệu* $\sqcap\Gamma = C_1 \sqcap \ldots \sqcap C_n$, *và* $\bigsqcup \Gamma = C_1 \sqcup \ldots \sqcup C_n$. *Nếu* $\Gamma = \emptyset$, *thì* $\sqcap\Gamma = 1$ *và* $\bigsqcup\Gamma = 0$.

Dưới đây là định nghĩa về ngữ nghĩa (diễn dịch mờ) của LGMT mờ L_ϕ.

Định nghĩa 3.4 *(Diễn dịch mờ)*
Một diễn dịch (mờ) *là một cặp* $\mathcal{I} = \langle \Delta^\mathcal{I}, \cdot^\mathcal{I} \rangle$, *trong đó*

(i) $\Delta^\mathcal{I}$ *là một tập không rỗng, được gọi là* miền, *và*

(ii) $\cdot^\mathcal{I}$ *là* hàm diễn dịch *ánh xạ:*

- *Mọi tên cá thể a tới một phần tử* $a^\mathcal{I} \in \Delta^\mathcal{I}$,
- *Mọi tên khái niệm A tới một hàm* $A^\mathcal{I} : \Delta^\mathcal{I} \to [0, 1]$,
- *Mọi tên vai trò r tới một hàm* $r^\mathcal{I} : \Delta^\mathcal{I} \times \Delta^\mathcal{I} \to [0, 1]$.
- *Hàm* $\cdot^\mathcal{I}$ *được mở rộng tới các vai trò và khái niệm nói chung như sau*

[16]:

$$\begin{aligned}
U^{\mathcal{I}}(x,y) &= 1\\
(r^-)^{\mathcal{I}}(x,y) &= r^{\mathcal{I}}(y,x)\\
(C?)^{\mathcal{I}}(x,y) &= (\textit{nếu } x = y \textit{ thì } C^{\mathcal{I}}(x), \textit{ ngược lại thì } 0)\\
(R \circ S)^{\mathcal{I}}(x,y) &= \oplus\{R^{\mathcal{I}}(x,z) \otimes S^{\mathcal{I}}(z,y) \mid z \in \Delta^{\mathcal{I}}\}\\
(R \sqcup S)^{\mathcal{I}}(x,y) &= R^{\mathcal{I}}(x,y) \oplus S^{\mathcal{I}}(x,y)\\
(R^*)^{\mathcal{I}}(x,y) &= \oplus\{\otimes\{R^{\mathcal{I}}(x_i,x_{i+1}) \,|\, 0 \le i < n\} \,|\, n \ge 0,\\
&\qquad x_0,\ldots,x_n \in \Delta^{\mathcal{I}}, x_0 = x, x_n = y\}\\
p^{\mathcal{I}}(x) &= p\\
\{a\}^{\mathcal{I}}(x) &= (\textit{ 1 nếu } x = a^{\mathcal{I}}, \textit{ ngược lại bằng } 0)\\
(\neg C)^{\mathcal{I}}(x) &= \ominus C^{\mathcal{I}}(x)\\
(C \sqcap D)^{\mathcal{I}}(x) &= C^{\mathcal{I}}(x) \otimes D^{\mathcal{I}}(x)\\
(C \sqcup D)^{\mathcal{I}}(x) &= C^{\mathcal{I}}(x) \oplus D^{\mathcal{I}}(x)\\
(C \to D)^{\mathcal{I}}(x) &= (C^{\mathcal{I}}(x) \Rightarrow D^{\mathcal{I}}(x))\\
(\exists r.\mathtt{Self})^{\mathcal{I}}(x) &= r^{\mathcal{I}}(x,x)\\
(\exists R.C)^{\mathcal{I}}(x) &= \oplus\{R^{\mathcal{I}}(x,y) \otimes C^{\mathcal{I}}(y) \mid y \in \Delta^{\mathcal{I}}\}\\
(\forall R.C)^{\mathcal{I}}(x) &= \otimes\{R^{\mathcal{I}}(x,y) \Rightarrow C^{\mathcal{I}}(y) \mid y \in \Delta^{\mathcal{I}}\}\\
(\ge n\, R.C)^{\mathcal{I}}(x) &= \oplus\{\otimes\{R^{\mathcal{I}}(x,y_i) \otimes C^{\mathcal{I}}(y_i) \mid 1 \le i \le n\} \mid\\
&\qquad y_1,\ldots,y_n \in \Delta^{\mathcal{I}}, y_i \ne y_j \textit{ nếu } i \ne j\}
\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
(\le n\, R.C)^{\mathcal{I}}(x) \; &= \otimes\{(\otimes\{R^{\mathcal{I}}(x,y_i) \otimes C^{\mathcal{I}}(y_i) \mid 1 \le i \le n+1\}\\
\Rightarrow \quad & \oplus\{y_j \ne y_k \mid 1 \le j < k \le n+1\}) \mid y_1,\ldots,y_{n+1} \in \Delta^{\mathcal{I}}\}.
\end{aligned}$$

Nhận xét 8 *Từ định nghĩa, có thể thấy rằng* $(\le n\, R.C)^{\mathcal{I}}(x)$ *hoặc là 1 hoặc là 0:*

• $(\le n\, R.C)^{\mathcal{I}}(x) = 1$ *nếu, với mọi tập* $\{y_1,\ldots,y_{n+1}\}$ *của* $n+1$ *cặp các phần tử của* $\Delta^{\mathcal{I}}$, *có tồn tại* $1 \le i \le n+1$ *sao cho* $R^{\mathcal{I}}(x,y_i) \otimes C^{\mathcal{I}}(y_i) = 0$.

• *Ngược lại,* $(\le n\, R.C)^{\mathcal{I}}(x) = 0$.

Ví dụ 3.2 *Cho* $\mathcal{R} = \{r\}$, $\mathbf{C} = \{A\}$ *và* $\mathbf{I} = \emptyset$. *Xét diễn dịch mờ* $\mathcal{I}$ *được minh họa và mô tả như sau:*

$$
\begin{tikzcd}
 & u : A_0 \arrow[dl, "0.9"'] \arrow[d, "0.8"] \arrow[dr, "0.7"] & \\
v_1 : A_{0.5} & v_2 : A_{0.9} & v_3 : A_{0.6}
\end{tikzcd}
$$

- $\Delta^{\mathcal{I}} = \{u, v_1, v_2, v_3\}$,
- $A^{\mathcal{I}}(u) = 0$, $A^{\mathcal{I}}(v_1) = 0.5$, $A^{\mathcal{I}}(v_2) = 0.9$, $A^{\mathcal{I}}(v_3) = 0.6$,
- $r^{\mathcal{I}}(u, v_1) = 0.9$, $r^{\mathcal{I}}(u, v_2) = 0.8$, $r^{\mathcal{I}}(u, v_3) = 0.7$, *và* $r^{\mathcal{I}}(x, y) = 0$ *cho các cặp khác* $\langle x, y\rangle$.

Áp dụng các công thức trên, ta có:

- $(\forall r.A)^{\mathcal{I}}(a) = 0.5$, $(\exists r.A)^{\mathcal{I}}(a) = 0.8$,
- $(\leq 1\, r.A)^{\mathcal{I}}(a) = 0$, $(\geq 2\, r.A)^{\mathcal{I}}(a) = 0.6$,
- *Cho* $C = \forall(r \sqcup r^-)^*.A$ *và* $1 \leq i \leq 3$*:* $C^{\mathcal{I}}(v_i) = 0$,
- *Cho* $C = \exists(r \sqcup r^-)^*.A : C^{\mathcal{I}}(v_1) = 0.8$, $C^{\mathcal{I}}(v_2) = 0.9$ *và* $C^{\mathcal{I}}(v_3) = 0.7$.

Định nghĩa 3.5 *(Diễn dịch chứng kiến mờ)*

- *Một diễn dịch mờ* $\mathcal{I}$ *được gọi là một* diễn dịch chứng kiến mờ (*witnessed*) *với* $\mathcal{L}_\Phi$ *[44] nếu mọi tập vô hạn theo toán tử tiền tố giao tập mờ* $\otimes$ *(tương ứng, hợp tập mờ* $\oplus$*) trong Định nghĩa 3.4 luôn tồn tại phần tử* ***nhỏ nhất*** *(tương ứng,* ***lớn nhất****).*
- *Khái niệm* "diễn dịch chứng kiến với $\mathcal{L}_\Phi^0$" *được định nghĩa tương tự nhưng với giả thiết là chỉ cho phép đối với các vai trò và khái niệm của* $\mathcal{L}_\Phi^0$*.*
- *Một diễn dịch mờ* $\mathcal{I}$ *được gọi là* hữu hạn *nếu* $\Delta^{\mathcal{I}}$, $\mathbf{C}$, $\mathcal{R}$ *và* $\mathbf{I}$ *là hữu hạn,*
- *Một diễn dịch mờ* $\mathcal{I}$ *được gọi là* hữu hạn hình ảnh *đối với* Φ *nếu như* $\forall x \in \Delta^{\mathcal{I}}$ *và* $\forall R$ *vai trò cơ sở của* $\mathcal{L}_\Phi$ *thì* $\{y \in \Delta^{\mathcal{I}} \mid R^{\mathcal{I}}(x, y) > 0\}$ *là*

hữu hạn.
Rõ ràng là mọi diễn dịch mờ hữu hạn là chứng kiến với $\mathcal{L}_\Phi$ và mọi diễn dịch mờ hữu hạn hình ảnh với Φ là chứng kiến với $\mathcal{L}_\Phi^0$.

- *Một* khẳng định mờ *trong $\mathcal{L}_\Phi$ là một biểu thức dạng $a \doteq b$, $a \not\doteq b$, $C(a) \bowtie p$ hoặc $R(a,b) \bowtie p$, trong đó C là một khái niệm của $\mathcal{L}_\Phi$, R là một vai trò của $\mathcal{L}_\Phi$, $\bowtie \in \{\geq, >, \leq, <\}$ và $p \in [0,1]$. Một* ABox mờ *trong $\mathcal{L}_\Phi$ là một tập hữu hạn các khẳng định mờ trong $\mathcal{L}_\Phi$.*
- *Một* GCI mờ *(bao hàm khái niệm tổng quát) trong $\mathcal{L}_\Phi$ là biểu thức dạng $(C \sqsubseteq D) \rhd p$, trong đó C và D là các khái niệm của $\mathcal{L}_\Phi$, $\rhd \in \{\geq, >\}$ và $p \in (0,1]$. Một* TBox mờ *trong $\mathcal{L}_\Phi$ là một tập hữu hạn của GCIs mờ trong $\mathcal{L}_\Phi$.*

Dưới đây là định nghĩa về xác nhận khẳng định mờ hoặc GCI mờ được sử dụng như quan hệ tương đương trong LGMT mờ.

Định nghĩa 3.6 *(Xác nhận khẳng định hoặc GCI mờ)*
Cho $\mathcal{I}$ là một diễn dịch mờ và φ là khẳng định mờ hoặc GCI mờ, nói rằng $\mathcal{I}$ xác nhận *φ, và ký hiệu là $\mathcal{I} \models \varphi$, nếu:*

- *trường hợp $\varphi = (a \doteq b)$: $a^\mathcal{I} = b^\mathcal{I}$,*
- *trường hợp $\varphi = (a \not\doteq b)$: $a^\mathcal{I} \neq b^\mathcal{I}$,*
- *trường hợp $\varphi = (C(a) \bowtie p)$: $C^\mathcal{I}(a^\mathcal{I}) \bowtie p$,*
- *trường hợp $\varphi = (R(a,b) \bowtie p)$: $R^\mathcal{I}(a^\mathcal{I}, b^\mathcal{I}) \bowtie p$,*
- *trường hợp $\varphi = (C \sqsubseteq D) \rhd p$: $(C \to D)^\mathcal{I}(x) \rhd p$ với mọi $x \in \Delta^\mathcal{I}$.*

Định nghĩa 3.7 *(Diễn dịch mô hình của ABox, TBox)*

- *Một diễn dịch $\mathcal{I}$ được gọi là một* mô hình *của một ABox mờ $\mathcal{A}$ (được ký hiệu là $\mathcal{I} \models \mathcal{A}$, nếu $\mathcal{I} \models \varphi$ với mọi $\varphi \in \mathcal{A}$.*
- *Một diễn dịch $\mathcal{I}$ được gọi là một mô hình của TBox $\mathcal{T}$, được ký hiệu là $\mathcal{I} \models \mathcal{T}$, nếu $\mathcal{I} \models \varphi$ với mọi $\varphi \in \mathcal{T}$.*

Quan hệ tương đương theo diễn dịch mờ sau đây là một bước trong quá trình hình thành mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều trong LGMT mờ.

Định nghĩa 3.8 *(Quan hệ tương đương theo diễn dịch mờ)*

- *Hai khái niệm C và D được gọi là* tương đương, *và được ký hiệu là $C \equiv D$, nếu $C^{\mathcal{I}} = D^{\mathcal{I}}$ với mọi diễn dịch mờ $\mathcal{I}$.*
- *Hai vai trò R và S được gọi là* tương đương, *và được ký hiệu là $R \equiv S$, nếu $R^{\mathcal{I}} = S^{\mathcal{I}}$ với mọi diễn dịch mờ $\mathcal{I}$.*
- *Một vai trò R được gọi là ở* dạng chuẩn nghịch đảo *nếu bộ tạo vai trò được áp dụng trong R chỉ cho các tên vai trò.*

Không mất tính tổng quát, giả thiết rằng các vai trò được xem xét đã ở dạng chuẩn vai trò nghịch đảo bởi vì mọi vai trò có thể được chuyển dạng thành một vai trò tương đương ở dạng chuẩn nghịch đảo bằng cách sử dụng các phép biến đổi sau đây:

$$\begin{array}{rclcrcl} U^- & \equiv & U & \qquad & (R \circ S)^- & \equiv & S^- \circ R^- \\ (R^-)^- & \equiv & R & & (R \sqcup S)^- & \equiv & R^- \sqcup S^- \\ (C?)^- & \equiv & C? & & (R^*)^- & \equiv & (R^-)^*. \end{array}$$

Nhận xét 9 *(Loại bỏ bộ tạo khái niệm).*
Bộ tạo khái niệm $\neg C$ và $C \sqcup D$ có thể được loại trừ khỏi $\mathcal{L}_\Phi$ và $\mathcal{L}_\Phi^0$ do:

$$\begin{array}{rcl} \neg C & \equiv & (C \to 0) \\ C \sqcup D & \equiv & ((C \to D) \to D) \sqcap ((D \to C) \to C). \end{array}$$

Tiếp nối việc giới thiệu cú pháp và ngữ nghĩa của LGMT mờ cùng với một số quan hệ liên quan, mục tiếp theo đề xuất một mô phỏng hai chiều mờ.

3.4. Mô phỏng hai chiều với LGMT mờ

Mục này trình bày định nghĩa về LGMT mờ theo ngữ nghĩa Gódel và các nội dung liên quan. Cho $\Phi \subseteq \{I, O, Q, U, \mathtt{Self}\}$ là một tập các đặc trưng và $\mathcal{I}$, $\mathcal{I}'$ là hai diễn dịch mờ của LGMT mờ $\mathcal{L}_\Phi$.

Định nghĩa 3.9 *(Mô phỏng hai chiều mờ)*
*Một hàm $Z : \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}'} \to [0, 1]$ được gọi là một $\mathcal{L}_\Phi$-*mô phỏng hai chiều mờ *(theo ngữ nghĩa Gódel) giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ nếu các điều kiện sau đây đúng*

với mọi $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$, $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$, $A \in \mathbf{C}$, $a \in \mathbf{I}$, $r \in \mathcal{R}$ *và mọi vai trò cơ sở* R *của* $\mathcal{L}_\Phi$*:*

$$Z(x,x') \le (A^{\mathcal{I}}(x) \Leftrightarrow A^{\mathcal{I}'}(x')) \tag{3.11}$$

$$\begin{aligned}&\forall y \in \Delta^{\mathcal{I}}\ \exists y' \in \Delta^{\mathcal{I}'}\\ &\quad Z(x,x') \otimes R^{\mathcal{I}}(x,y) \le Z(y,y') \otimes R^{\mathcal{I}'}(x',y')\end{aligned} \tag{3.12}$$

$$\begin{aligned}&\forall y' \in \Delta^{\mathcal{I}'}\ \exists y \in \Delta^{\mathcal{I}}\\ &\quad Z(x,x') \otimes R^{\mathcal{I}'}(x',y') \le Z(y,y') \otimes R^{\mathcal{I}}(x,y);\end{aligned} \tag{3.13}$$

Nếu $O \in \Phi$ *thì*

$$Z(x,x') \le (x = a^{\mathcal{I}} \Leftrightarrow x' = a^{\mathcal{I}'}); \tag{3.14}$$

Nếu $Q \in \Phi$ *thì, với mọi* $n \ge 1$,

Nếu $Z(x,x') > 0$ *và tồn tại n phần tử đôi một khác nhau* $y_1, \ldots, y_n \in \Delta^{\mathcal{I}}$ *sao cho* $R^{\mathcal{I}}(x,y_j) > 0$ *với mọi* $i : 1 \le j \le n$, *thì tồn tại n phần tử đôi một khác nhau* $y'_1, \ldots, y'_n \in \Delta^{\mathcal{I}'}$ *sao cho, với mọi* $1 \le i \le n$, *tồn tại* $1 \le j \le n$ *sao cho* $Z(x,x') \otimes R^{\mathcal{I}}(x,y_j) \le Z(y_j,y'_i) \otimes R^{\mathcal{I}'}(x',y'_i)$, (3.15)

Nếu $Z(x,x') > 0$ *và tồn tại n phần tử đôi một khác nhau* $y_1, \ldots, y_n \in \Delta^{\mathcal{I}'}$ *sao cho* $R^{\mathcal{I}'}(x',y'_j) > 0$ *với mọi* $i : 1 \le j \le n$, *thì tồn tại n phần tử đôi một khác nhau* $y_1, \ldots, y_n \in \Delta^{\mathcal{I}}$ *sao cho, với mọi* $i : 1 \le i \le n$, *tồn tại* $j \in 1 \le j \le n$ *sao cho* $Z(x,x') \otimes R^{\mathcal{I}'}(x',y'_j) \le Z(y_i,y'_j) \otimes R^{\mathcal{I}}(x,y_i)$; (3.16)

Nếu $U \in \Phi$ *thì*

$$\forall y \in \Delta^{\mathcal{I}}\ \exists y' \in \Delta^{\mathcal{I}'}\ Z(x,x') \le Z(y,y') \tag{3.17}$$

$$\forall y' \in \Delta^{\mathcal{I}'}\ \exists y \in \Delta^{\mathcal{I}}\ Z(x,x') \le Z(y,y'); \tag{3.18}$$

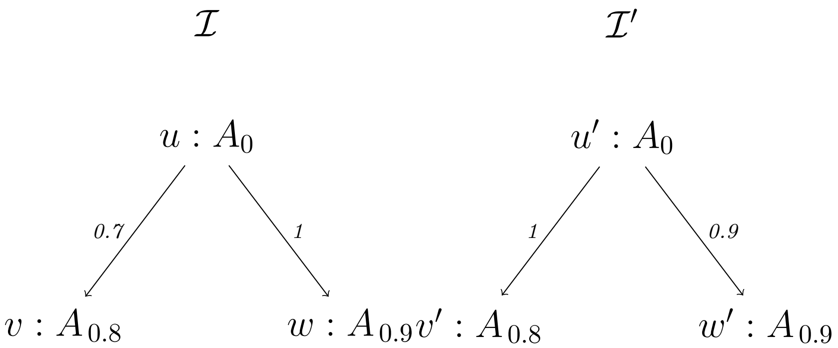
Nếu `Self` $\in \Phi$ *thì*

$$Z(x,x') \le (r^{\mathcal{I}}(x,x) \Leftrightarrow r^{\mathcal{I}'}(x',x')). \tag{3.19}$$

Nhận xét 10 *(Với $\Phi = \{I, Q\}$ và phép nghịch đảo)*
• *Nếu $\Phi = \{I, Q\}$, thì chỉ các điều kiện (3.11)-(3.13), (3.15) và (3.16) là cần thiết.*
• *Theo định nghĩa, hàm $\lambda\langle x, x'\rangle \in \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}'}.0$ là một mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$.*
• *Điều kiện (3.12) (tương ứng, (3.13) cùng với định lượng lên x và x' hàm ý $Z^{-1} \circ R^I \leq R^{I'} \circ Z^{-1}$ (tương ứng, $Z \circ R^{I'} \leq R^I \circ Z$). Tuy nhiên, nói chung thì không đúng với phép nghịch đảo.*

Dưới đây là một ví dụ không tầm thường về mô phỏng hai chiều mờ.

Ví dụ 3.3 *(Ví dụ về mô phỏng hai chiều mờ)*
Cho $\mathcal{R} = \{r\}$, $\mathbf{C} = \{A\}$, $\mathbf{I} = \emptyset$ và $\Phi = \emptyset$. Xem xét các diễn dịch mờ $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ như hình dưới:



Nếu Z là một mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$, thì:

- $Z(v, w') \leq 0.8$ *và* $Z(w, v') \leq 0.8$ *vì điều kiện (3.11),*
- $Z(u, u') \leq 0.8$ *vì (3.13) với $x = u$, $x' = u'$ và $y' = v'$,*
- $Z(u, v') = Z(u, w') = Z(v, u') = Z(w, u') = 0$ *vì (3.11).*

Ta có thể được kiểm tra rằng hàm $Z : \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}'} \to [0, 1]$ được xác định bởi

- $Z(v, v') = Z(w, w') = 1$,
- $Z(v, w') = Z(w, v') = Z(u, u') = 0.8$,
- $Z(u, v') = Z(u, w') = Z(v, u') = Z(w, u') = 0$

là một mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$, và là mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ lớn nhất giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$.

Mệnh đề 3.1 *(Tính chất của mô phỏng hai chiều mờ).*
Cho $\mathcal{I}$, $\mathcal{I}'$ và $\mathcal{I}''$ là các diễn dịch mờ.

1. *Hàm $Z : \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}} \to [0, 1]$ có dạng:*

   $$Z(x, x') = 1 \text{ nếu } x = x', \text{ ngược lại } = 0$$

   là một mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ giữa $\mathcal{I}$ và chính nó.
2. *Nếu Z là một mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$, thì Z^{-1} là một mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ giữa $\mathcal{I}'$ và $\mathcal{I}$.*
3. *Nếu Z_1 là một mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$, và Z_2 là một mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ giữa $\mathcal{I}'$ và $\mathcal{I}''$, thì $Z_1 \circ Z_2$ là một mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}''$.*
4. *Nếu $\mathcal{Z}$ là một tập hữu hạn của các mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$, thì $\oplus\mathcal{Z}$ cũng là một mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$.*

Chứng minh: (Kiểm tra theo định nghĩa).
Mệnh đề này được chứng minh trực tiếp theo định nghĩa.

1. Hàm tự phản xạ trên $\Delta^{\mathcal{I}}$ đáp ứng mọi điều kiện của mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ giữa $\mathcal{I}$ và chính nó;
2. Các điều kiện cho mô phỏng hai chiều mờ có tính đối xứng nên hàm ngược của một mô phỏng hai chiều mờ cũng là một mô phỏng hai chiều mờ;
3. Các điều kiện cho mô phỏng hai chiều mờ cho phép màm bội của hai mô phỏng hai chiều mờ cũng là một mô phỏng hai chiều mờ.
4. Các điều kiện cho mô phỏng hai chiều mờ bảo toàn đối với phép toán giao của một số hữu hạn tập mờ cho nên hợp của hữu hạn mô phỏng hai chiều mờ cũng là một mô phỏng hai chiều mờ.

Nhận xét 11 *(Sự tồn tại mô phỏng hai chiều mờ lớn nhất).*
Khẳng định 4 của Bổ đề 3.1 *không thể mở rộng sang trường hợp Z vô hạn. Vì vậy, mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ lớn nhất giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ là không tồn tại.*

Như khẳng định của định lý 4.4 sau đây, nếu I và I' chứng kiến với $\mathcal{L}_\Phi^0$ và bảo toàn phương thức với $\mathcal{L}_\Phi^0$ thì mô phỏng hai chiều mờ $\mathcal{L}_\Phi$ lớn nhất giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ là tồn tại.

Định nghĩa 3.10 *($\mathcal{L}_\Phi$-tương tự hai chiều)*
*Cho $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ là hai diễn dịch mờ. Đối với $x \in \Delta^I$ và $x' \in \Delta^{I'}$, ký hiệu $x \sim_\Phi x'$ để chỉ rằng có tồn tại một $\mathcal{L}_\Phi$-*mô phỏng hai chiều mờ *Z giữa I và I' sao cho $Z(x, x') = 1$.*

- *Nếu $x \sim_\Phi x'$ thì nói rằng x và x' là $\mathcal{L}_\Phi$-*tương tự hai chiều.
- *Cho $\sim_{\Phi,I}$ là quan hệ nhị phân trên Δ^I sao cho, đối với $x, x' \in \Delta^I$, $x \sim_{\Phi,I} x'$ khi và chỉ khi $x \sim_\Phi x'$. Theo hệ quả 4.1, $\sim_{\Phi,I}$ là một quan hệ tương đương và gọi nó là $\mathcal{L}_\Phi$-*tương tự hai chiều *của I.*
- *Nếu $I \neq \emptyset$ và tồn tại một $\mathcal{L}_\Phi$-*mô phỏng hai chiều mờ *giữa I vả I' sao cho $Z(a^I, a^{I'}) = 1$ đối với mọi $a \in I$ thì nói rằng I và I' là $\mathcal{L}_\Phi$-*tương tự hai chiều với nhau *và viết $I \sim_\Phi I'$.*

3.5. Tính chất bảo toàn của mô phỏng hai chiều mờ

Định nghĩa 3.11 *(*Bảo toàn $\mathcal{L}_\Phi$-tương tự hai chiều của khái niệm*)*
Một khái niệm C của $\mathcal{L}_\Phi$ được gọi là bảo toàn $\mathcal{L}_\Phi$-tương tự hai chiều giữa các diễn dịch chứng kiến *nếu, với mọi cặp diễn dịch chứng kiến $\mathcal{I}$, $\mathcal{I}'$ và với bất kỳ $x \in \Delta^\mathcal{I}$ và $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$, **nếu** $x \sim_\Phi x'$ **thì** $C^\mathcal{I}(x) = C^{\mathcal{I}'}(x')$.*

Bổ đề 3.1 *(Tính chất của diễn dịch chứng kiến).*
*Cho $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ là hai diễn dịch chứng kiến và Z là $\mathcal{L}_\Phi$-*mô phỏng hai chiều mờ *giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$. Khi đó, các tính chất sau đây là đúng với mọi khái niệm $C \in L_\Phi$, mọi vai trò $R \in L_\Phi$, $\forall x \in \Delta^\mathcal{I}$ và $\forall x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$:*
- $Z(x, x') \leq (C^\mathcal{I}(x) \Leftrightarrow C^{\mathcal{I}'}(x'))$;
- $\forall y \in \Delta^\mathcal{I} : \exists y' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$, $Z(x, x') \otimes R^\mathcal{I}(x, y) \leq Z(y, y') \otimes R^{\mathcal{I}'}(x', y')$;
- $\forall y' \in \Delta^{\mathcal{I}'} : \exists y \in \Delta^\mathcal{I}$, $Z(x, x') \otimes R^{\mathcal{I}'}(x', y') \leq Z(y, y') \otimes R^\mathcal{I}(x, y)$

Chứng minh:.
Kiểm tra trực tiếp từ định nghĩa bảo toàn 3.9 để chứng minh các khẳng

định trong bổ đề này. Chẳng hạn, với bất đẳng thức đầu tiên:
Theo bất đẳng thức 3.11 đối với $\forall A \in \mathbf{C}$ trong Định nghĩa 3.9, và tính chất kết hợp và phân phối của các phép toán trên tập mờ (theo ngữ nghĩa Gódel), nhận được $Z(x, x') \leq (C^{\mathcal{I}}(x) \Leftrightarrow C^{\mathcal{I}'}(x'))$. ■
Định lý bảo toàn $\mathcal{L}_\Phi$-tương tự hai chiều của khái niệm sau đây là hệ quả của Bổ đề 3.1.

Định lý 3.1 *(Tính bảo toàn $\mathcal{L}_\Phi$-tương tự hai chiều của khái niệm).*
Mọi khái niệm $\mathcal{L}_\Phi$ là bảo toàn $\mathcal{L}_\Phi$-tương tự hai chiều *giữa các diễn dịch.*

Bổ đề 3.2 *(Cận trên của quan hệ $Z(x, x')$).*
*Cho $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ là các diễn dịch chứng kiến với $\mathcal{L}^0_\Phi$ và Z một $\mathcal{L}_\Phi$-*mô phỏng hai chiều mờ *giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$. Khi đó, với mọi khái niệm C của $\mathcal{L}^0_\Phi$, mọi $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$ và mọi $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$, $Z(x, x') \leq (C^{\mathcal{I}}(x) \Leftrightarrow C^{\mathcal{I}'}(x'))$.*

Định nghĩa 3.12 *(*TBox mờ bảo toàn $\mathcal{L}_\Phi$-tương tự hai chiều *)*
*Một TBox mờ $\mathcal{T}$ được gọi là bảo toàn $\mathcal{L}_\Phi$-*tương tự hai chiều mờ giữa các diễn dịch chứng kiến *nếu, với mọi diễn dịch $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ là mô phỏng hai chiều $\mathcal{L}_\Phi$ với nhau, $\mathcal{I} \models \mathcal{T}$ khi và chỉ khi $\mathcal{I}' \models \mathcal{T}$. Khái niệm bảo toàn của các ABox cho $\mathcal{L}_\Phi$-mô phỏng hai chiều giữa các diễn dịch được định nghĩa tương tự.*

Định lý 3.2 *($\mathcal{L}_\Phi$-*tương tự hai chiều *của TBox).*
*Nếu $U \in \Phi$ và $\mathbf{I} \neq \emptyset$, thì mọi TBox mờ trong $\mathcal{L}_\Phi$ là $\mathcal{L}_\Phi$-*tương tự hai chiều giữa các diễn dịch chứng kiến.

Định lý 3.3 *($\mathcal{L}_\Phi$-*tương tự hai chiều *của ABox).*
*Cho $\mathcal{A}$ là một ABox mờ trong $\mathcal{L}_\Phi$. Nếu $O \in \Phi$ hoặc $\mathcal{A}$ chỉ chứa các khẳng định có dạng $C(a) \bowtie p$, thì $\mathcal{A}$ là bảo toàn $\mathcal{L}_\Phi$-*tương tự hai chiều giữa các diễn dịch chứng kiến.

3.6. Tính chất Hennessy-Milner của mô phỏng hai chiều mờ

Định nghĩa 3.13 *(*Diễn dịch mờ $\mathcal{L}^0_\Phi$-bảo toàn phương thức*)*
Một diễn dịch mờ $\mathcal{I}$ được gọi là $\mathcal{L}^0_\Phi$-bảo toàn phương thức *theo ngữ nghĩa Gódel (viết tắt là* $\mathcal{L}^0_\Phi$- bảo toàn phương thức*) nếu đáp ứng các điều kiện sau đây:*

- *Với mọi $p \in (0,1]$, mọi $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$, mọi vai trò cơ sở R của $\mathcal{L}_\Phi$ và mọi tập vô hạn khái niệm trong $\mathcal{L}_\Phi^0$, nếu với mọi tập con hữu hạn Λ của Γ, tồn tại $y \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $R^{\mathcal{I}}(x,y) \otimes C^{\mathcal{I}}(y) \geq p$ với mọi $C \in \Lambda$, thì tồn tại $y \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $R^{\mathcal{I}}(x,y) \otimes C^{\mathcal{I}}(y) \geq p$ với mọi $C \in \Gamma$;*

- *Nếu $Q \in \Phi$, thì với mọi $p \in (0,1]$, mọi $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$, mọi vai trò cơ sở R của $\mathcal{L}_\Phi$, mọi tập vô hạn Γ các khái niệm trong $\mathcal{L}_\Phi^0$ và mọi $n \in \mathbf{N}$, nếu với mọi tập con hữu hạn Λ của Γ, tồn tại n phần tử khác nhau đôi một $y_1, \ldots, y_n \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $R^{\mathcal{I}}(x,y_i) \otimes C^{\mathcal{I}}(y_i) \geq p$ với mọi $1 \leq i \leq n$ và $C \in \Lambda$, thì tồn tại n phần tử khác nhau đôi một $y_1, \ldots, y_n \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $R^{\mathcal{I}}(x,y_i) \otimes C^{\mathcal{I}}(y_i) \geq p$ với mọi $1 \leq i \leq n$ và $C \in \Gamma$;*

- *Nếu $U \in \Phi$, thì với mọi $p \in (0,1]$ và mọi tập vô hạn khái niệm Γ trong $\mathcal{L}_\Phi^0$, nếu với mọi tập con hữu hạn Λ của Γ, tồn tại $y \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $C^{\mathcal{I}}(y) \geq p$ với mọi $C \in \Lambda$, thì tồn tại $y \in \Delta^{\mathcal{I}}$ sao cho $C^{\mathcal{I}}(y) \geq p$ với mọi $C \in \Gamma$.*

Rõ ràng, mọi diễn dịch mờ hữu hạn là $\mathcal{L}_\Phi^0$- *bảo toàn phương thức* với Φ bất kỳ.
Nếu $U \notin \Phi$, thì mọi diễn dịch mờ giới hạn hình ảnh đối với Φ là $\mathcal{L}_\Phi^0$-*bảo toàn phương thức* .

Định lý 3.4 *($\mathcal{L}_\Phi$-mô phỏng hai chiều mờ lớn nhất giữa hai diễn dịch mờ).*
*Cho $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$ là các diễn dịch mờ, chứng kiến với $\mathcal{L}_\Phi^0$ và là $\mathcal{L}_\Phi^0$-*bảo toàn phương thức.
Quan hệ mờ $Z : \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}'} \to [0,1]$ được xác định như sau:

$$Z(x,x') = \otimes\{C^{\mathcal{I}}(x) \Leftrightarrow C^{\mathcal{I}'}(x) \mid C \text{ là một khái niệm của } \mathcal{L}_\Phi^0\}.$$

chính là $\mathcal{L}_\Phi$-mô phỏng hai chiều mờ lớn nhất giữa $\mathcal{I}$ và $\mathcal{I}'$.

Cho hai diễn dịch mờ $\mathcal{I}$, $\mathcal{I}'$ và $x \in \Delta^{\mathcal{I}}$, $x' \in \Delta^{\mathcal{I}'}$, ký hiệu $x \equiv_\Phi x'$ chỉ dẫn $C^{\mathcal{I}}(x) = C^{\mathcal{I}'}(x')$ cho mọi khái niệm C của $\mathcal{L}_\Phi$. Tương tự, ký hiệu $x \equiv_\Phi^0 x'$ chỉ dẫn $C^{\mathcal{I}}(x) = C^{\mathcal{I}'}(x')$ đối với mọi khái niệm C của $\mathcal{L}_\Phi^0$.

Hệ quả 3.1 *(Tương tự hai chiều mờ của các phần tử).*
Cho I và I' là hai diễn dịch mờ và $x \in \Delta^I, x' \in \Delta^{I'}$.

- *Nếu I và I' là* $\mathcal{L}_\Phi^0$-chứng kiến *và* $\mathcal{L}_\Phi^0$- bảo toàn phương thức *thì* $x \sim_\Phi x'$ *khi và chỉ khi* $x \equiv_\Phi^0 x'$.
- *Nếu I và I' là hai diễn dịch mờ* $\mathcal{L}_\Phi$-hữu hạn ảnh *thì* $x \sim_\Phi x'$ *khi và chỉ khi* $x \equiv_\Phi^0 x'$.
- *Nếu I và I' là* $\mathcal{L}_\Phi$-chứng kiến *và* $\mathcal{L}_\Phi^0$- bảo toàn phương thức *thì* $x \equiv_\Phi x'$ *khi và chỉ khi* $x \sim_\Phi x'$ *khi và chỉ khi* $x \equiv_\Phi^0 x'$.

Chứng minh: Khẳng định 1 (tương ứng, khẳng định 3) suy luận trực tiếp từ Định lý 3.4 và Bổ đề 3.2 (tương ứng, 3.1). Khẳng định 2 suy luận trực tiếp từ khẳng định 1. ■

Hệ quả sau đây là kết quả suy luận trực tiếp từ Định lý 4.4 và Bổ đề 4.1.

Hệ quả 3.2 *(Điều kiện* $\mathcal{L}_\Phi$-tương tự hai chiều *của hai diễn dịch).* *Cho I và I' là hai diễn dịch mờ* $\mathcal{L}_\Phi$-chứng kiến *và* $\mathcal{L}_\Phi^0$- bảo toàn phương thức. *Khi đó, I và I' là* $\mathcal{L}_\Phi$-tương tự hai chiều *khi và chỉ khi* $a^I \equiv_\Phi^0 a^{I'}$ *đối với mọi* $a \in I$.

3.7. Kết luận chương 3

Chương 3 giới thiệu về ngữ nghĩa mờ Gogel và LGMT mờ theo ngữ nghĩa Gódel (một mở rộng mờ của LGMT $\mathcal{ALC}_\Phi$ với các đặc trưng được bổ sung giữa các vai trò nghịch đảo, định danh, các hạn chế về số lượng, vai trò phổ quát và khả năng phản xạ cục bộ của một vai trò). Mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều cho LGMT mờ cũng được định nghĩa. Luận án định nghĩa và minh chứng tính bảo toàn và tính chất Hennessy-Milner được đảm bảo. Các kết quả nghiên cứu này đã được công bố trong [NTHKhanh2].

Tiếp theo, trong chương 4, luận án trình bày nội dung nghiên cứu về khung tranh luận và đàm phán hướng ưu tiên trong tích hợp tri thức nhất quán.

Chương 4

KHUNG TRANH LUẬN VÀ ĐÀM PHÁN HƯỚNG ƯU TIÊN TRONG TÍCH HỢP TRI THỨC NHẤT QUÁN

Chương này trình bày cách tiếp cận giải quyết KNQ theo tiếp cận loại bỏ KNQ dựa trên phương pháp tích hợp tri thức thông qua đàm phán và tranh luận để nhận được một cơ sở tri thức nhất quán. Mục đầu tiên trình bày về tích hợp tri thức bằng đàm phán. Mục thứ hai đề xuất một mô hình tích hợp tri thức được phân lớp bằng đàm phán.

4.1. Tích hợp tri thức bằng đàm phán

4.1.1. Khung đàm phán trong tích hợp tri thức

Năm 1950, J. Nash [65] đề xuất một khung toán học đơn giản, gọn gàng để nghiên cứu về đàm phán. Trong khung đàm phán này:

- Một tập $N = \{1, \ldots, n\}$ gồm n tác tử;
- Một tập kết quả có thể (*possible outcomes*) $\mathscr{O}$;
- Một tập bất đồng có thể {D};
- Mỗi tác tử i có một hàm lợi ích von Neumann - Morgenstern $u_i : \mathscr{O} \bigcup \{D\} \to \mathbb{R}^*$. Lợi ích của tập n tác tử được biểu diễn bằng bộ lợi ích, $S = \{(u_1(o), \ldots, u_n(o)) \in \mathbb{R}^n : o \in \mathscr{O}\}$;

- Khi phát sinh sự kiện bất đồng D, bộ lợi ích khi bất đồng $d = (u_1(D), \ldots, u_n(D))$ được xây dựng.
- Cặp (S, d) được gọi là một bài toán đàm phán. Tập tất cả các bài toán đàm phán được ký hiệu là $\mathscr{B}$.

Tiếp đó, J. Nash định nghĩa giải pháp đàm phán là:

- Một hàm $f : \mathscr{B} \to \mathbb{R}^n$ ánh xạ từng bài toán đàm phán (S, d) tới một kết quả duy nhất $f(S, d) \in S$;
- Một lý thuyết tiên đề đàm phán với một tập bốn tiên đề trực quan như sau [65] :
  1. **Tính bất biến đối với biểu diễn lợi ích tương đương**[1]:
     Bài toán đàm phán (S', d') có được từ (S, d) theo các biến đổi $s'_i = \alpha_i s_i + \beta_i$ và $d'_i = \alpha_i d_i + \beta_i$ trong đó $\alpha_i > 0$, từ đó suy ra $f_i(S', d') = \alpha_i f_i(S, d) + \beta_i$ với $i = 1, \ldots, n$.
  2. **Tối ưu Pareto**
     Nếu (S, d) là một bài toán đàm phán, $s, s' \in S$, và $s_i \leq s'_i$ đối với bất kỳ $i = 1, \ldots, n$ và $s_j < s'_j$ đối với một số $j = 1, \ldots, n$, thì $f(S, d) \neq s$.
  3. **Sự độc lập của các lựa chọn không thích hợp**
     Nếu (S, d) và (S', d) là những bài toán đàm phán sao cho $S' \subseteq S$ và $f(S, d) \in S'$ thì $f(S, d) = f(S', d)$.
  4. **Tính đối xứng**
     Nếu bài toán đàm phán (S, d) là đối xứng, tức là $d_1 = \ldots = d_n$ và $(s_1, \ldots, s_n) \in S \Leftrightarrow (s_{\pi(1)}, \ldots, s_{\pi(n)}) \in S$ đối với bất kỳ hoán vị π trên 1, ..., n thì $f_1(S, d) = \ldots = f_n(S, d)$.

J. Nash chỉ ra rằng các tiên đề được đề xuất nhằm đặc tả tính duy nhất của giải pháp đàm phán $x = (x_1, \ldots, x_n)$ và nó được gọi là giải pháp đàm phán Nash. Giải pháp này có được khi tích $\Pi_{i=1}^{n}(x_i - d_i)$ đạt cực đại.

[1]Một số tài liệu gọi tiên đề này là *bất biến trong không gian Affine.*

4.1.2. Mô hình đàm phán

Xét một tập các tác tử $\mathscr{A} = \{a_1, \ldots, a_n\}$, mỗi tác tử a_i có một cơ sở tri thức được phân lớp $(X_i, \succcurlyeq_i)$ trong đó $X_i \subseteq \mathscr{L}$ và $\succcurlyeq_i \subseteq X_i \times X_i$ là một quan hệ thứ tự toàn phần (total preoder) trên (X_i). Một trò chơi đàm phán là một chuỗi các cơ sở tri thức được phân lớp với những ràng buộc toàn vẹn. Các ràng buộc toàn vẹn này được trình bày một cách tương đương về mặt logic như một công thức logic. Tập tất cả các trò chơi đàm phán từ tập các tác tử $\mathscr{A}$ trong ngôn ngữ $\mathscr{L}$ được ký hiệu là $g^{\mathscr{A},\mathscr{L}}$. Giải pháp đàm phán được định nghĩa như sau:

Định nghĩa 4.1 *[96]*
Cho trò chơi đàm phán $G = (X_i, \succcurlyeq_i)_{i \in N} \in g^{\mathscr{A},\mathscr{L}}$, giải pháp đàm phán của G là $f(G) = (f_1(G), \ldots f_n(G)$ trong đó $f_i(G) \subseteq X_i$.

Ở đây, cần xem xét giải pháp đàm phán của bất kỳ trò chơi đàm phán trong một tập thế giới có thể thay vì một thế giới có thể chuyên biệt.

4.1.3. Chiến lược sắp xếp trong tích hợp tri thức

Phần này giới thiệu một số chiến lược sắp xếp từ một cơ sở tri thức được phân lớp đã cho $(K, \succcurlyeq) = (S_1, \ldots, S_n)$ như sau:
- Sắp xếp maxsat [20]: Gọi

$$r_{MO}(\omega) = \begin{cases} +\infty & \text{nếu } \forall S_i(\omega \not\models S_i), \\ min\{i : \omega \models S_i\} & \text{ngược lại .} \end{cases}$$

trong đó $\omega \in \mathscr{W}$.
Khi đó, $\omega \preccurlyeq_{maxsat} \omega'$ khi và chỉ khi $r_{MO}(\omega') \leq r_{MO}(\omega)$.
- Sắp xếp leximin [10]: Gọi
$K^i(\omega) = \{\phi \in S_i : \omega \models \phi\}$.
Khi đó, $\omega \preccurlyeq_{leximin} \omega'$ khi và chỉ khi $\#K^i(\omega) = \#K^i(\omega')$ với mọi $i = 1, \ldots, n$ hoặc tồn tại $j \leq n$ sao cho $\#K^j(\omega) < \#K^j(\omega')$ và $\#K^i(\omega) = \#K^i(\omega')$ với mọi $i < j$.
- Sắp xếp vector: Gọi

$$v^i(\omega) = \begin{cases} 1 & \text{nếu } \omega \models S_i, \\ 0 & \text{ngược lại.} \end{cases}$$

Khi đó, $\omega \preccurlyeq_{vector} \omega'$ khi và chỉ khi $v^i(\omega) = v^i(\omega')$ với mọi $i = 1, \ldots, n$ hoặc tồn tại $j \leq n$ sao cho $v^j(\omega) < v^j(\omega')$ và $v^i(\omega) = v^i(\omega')$ với mọi $i < j$. Cho một quan hệ thứ tự $\preccurlyeq$ trên $\mathscr{W}$, quan hệ thứ tự bộ phận chặt chẽ tương ứng $\prec$ được định nghĩa bởi $\omega \prec \omega'$ khi và chỉ khi $\omega \preccurlyeq \omega'$ nhưng không $\omega' \preccurlyeq \omega$. Một sắp xếp $\preccurlyeq_Y$ là đặc trưng hơn so với $\preccurlyeq_X$ khi và chỉ khi $\omega \prec_X \omega'$ kéo theo $\omega \prec_Y \omega'$. Tồn tại mối quan hệ giữa các chiến lược sắp xếp nói trên như sau:

Mệnh đề 4.1 *Cho $(K, \succcurlyeq)$ là một cơ sở tri thức được phân lớp và $\omega, \omega' \in \mathscr{W}$. Các quan hệ sau là đúng:*

1) $\omega \prec_{maxsat} \omega'$ kéo theo $\omega \prec_{vector} \omega'$,

2) $\omega \prec_{maxsat} \omega'$ kéo theo $\omega \prec_{leximin} \omega'$.

4.1.4. Đàm phán dựa trên các ưu tiên

Rõ ràng, cho một cơ sở tri thức được phân lớp và một chiến lược sắp xếp, người ta có thể dễ dàng phân hoạch $\mathscr{W}$ vào các lớp của thế giới có thể $(W_1, \ldots, W_k)$. Do đó, đối với mọi thế giới có thể thì một lớp duy nhất có chứa thế giới có thể này có thể được xác định. Hàm chỉ số được định nghĩa như sau:

Định nghĩa 4.2 *Cho một quan hệ thứ tự toàn phần $\preccurlyeq$ trên $\mathscr{W}$. Hàm chỉ số l của $\preccurlyeq$ trên $\mathscr{W}$ được định nghĩa là: $l^{\preccurlyeq} : \mathscr{W} \to \mathbb{N}^*$, trong đó với $\forall \omega, \omega' \in \mathscr{W}$:*

1. *$l^{\preccurlyeq}(\omega) = 1$ nếu $\omega \in max(\mathscr{W}, \preccurlyeq)$,*
2. *$l^{\preccurlyeq}(\omega) = l^{\preccurlyeq}(\omega')$ khi và chỉ khi $\omega \preccurlyeq \omega'$ và $\omega' \preccurlyeq \omega$,*
3. *$l^{\preccurlyeq}(\omega) \leq l^{\preccurlyeq}(\omega')$ khi và chỉ khi $\omega' \preccurlyeq \omega$,*
4. *Nếu $\omega \prec \omega'$ thì tồn tại ω'' sao cho $l^{\preccurlyeq}(\omega'') = l^{\preccurlyeq}(\omega) - 1$ và nếu $\omega' \prec \omega$ thì tồn tại ω'' sao cho $l^{\preccurlyeq}(\omega'') = l^{\preccurlyeq}(\omega) + 1$.*

Sử dụng hàm chỉ số $l^{\preccurlyeq}(\omega)$ để chỉ ra chỉ số của lớp mà ω thuộc vào đối với quan hệ $\preccurlyeq$, tức là $l^{\preccurlyeq}(\omega) = i$ chỉ ra $\omega \in W_i$. Nhận xét rằng các chỉ số là các số nguyên liên tiếp tăng từ 1 và một thế giới có thể có chỉ số càng thấp thì nó có độ ưu tiên càng cao, tức là cho $\omega, \omega' \in \mathscr{W}$, $l^{\preccurlyeq}(\omega) \leq l^{\preccurlyeq}(\omega')$ khi và chỉ khi $\omega' \preccurlyeq \omega$. Đến đây, cần thiết định nghĩa ánh xạ giải pháp cho một bài toán đàm phán được xây dựng từ tập các ưu tiên $\{\preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n\}$ mà tập này có được từ các cơ sở tri thức được phân lớp và các chiến lược sắp xếp và một tập C của các mô hình của ràng buộc toàn vẹn μ tức là $C = [\mu]$ như sau:

Định nghĩa 4.3 *(Ánh xạ giải pháp).*
Cho một bài toán đàm phán $G = (C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)$ trong đó $C \subseteq \mathscr{W}$ và $\preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n$ lần lượt là ưu tiên của các tác tử $a_1, \ldots, a_n$, một ánh xạ giải pháp của G là một hàm: $m^G : \mathscr{W} \to \mathbb{N}^n$ trong đó $m^G(\omega) = (l^{\preccurlyeq_1}(\omega), \ldots, l^{\preccurlyeq_n}(\omega))$ với $\forall \omega \in \mathscr{W}$.

Do các chỉ số của mỗi thế giới có thể có trong một ưu tiên là duy nhất, vì vậy có mệnh đề sau:

Mệnh đề 4.2 *Đối với mọi bài toán đàm phán G, ánh xạ giải pháp m^G là duy nhất.*

Một tập các tiên đề cần được đưa ra để đặc tả các giải pháp đàm phán.

Tiên đề về hiệu quả Pareto:

PE. *Nếu $G = (C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)$ là một bài toán đàm phán với $\omega \in C$, $\omega' \in \mathscr{W}$ và $m^G(\omega) < m^G(\omega')$ thì $\omega' \notin f(G)$.*

Lưu ý rằng hiệu quả Pareto được đề cập ở đây là hiệu quả Pareto mạnh. Nó nói rằng một giải pháp là hiệu quả Pareto nếu không có tác tử nào có thể cải thiện được lợi ích của nó mà không làm lợi ích của các tác tử khác tồi tệ đi.

Tiên đề về tính độc lập của các lựa chọn không liên quan:

IIA. *Nếu $G_1 = (C_1, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)$ và $G_2 = (C_2, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)$ là những bài toán đàm phán với $C_2 \subseteq C_1$ và $f(G_1) \subseteq C_2$ thì $f(G_1) = f(G_2)$.*

Tiên đề này phát biểu rằng nếu bài toán đàm phán G_1 mà "lớn hơn" bài toán đàm phán G_2 (theo nghĩa có không gian giải pháp $S' \subseteq S$, các bên tham gia giống hệt nhau) mà lời giải của bài toán lớn lại nằm trong không gian giải pháp của bài toán nhỏ thì lời giải của bài toán nhỏ cũng chính là lời giải của bài toán lớn. **Tiên đề về tính đối xứng**:

SYM. *Nếu $G = (C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)$ và $G_\pi = (C, \preccurlyeq_{\pi(1)}, \ldots, \preccurlyeq_{\pi(n)})$ là những*

bài toán đàm phán với π là hoán vị bất kỳ trên $\{1,\ldots n\}$ thì $m^G(\omega) = (m^{G_\pi}(\omega))_\pi$.
Tiên đề này phát biểu rằng lời giải của bài toán đàm phán không phụ thuộc vào danh tính của các bên tham gia.

Tiên đề về cận trên được phát biểu như sau:
UB. *Cho một bài toán đàm phán $G = (C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)$ và hai kết quả có thể $\omega_1, \omega_2 \in C$. Nếu max $m^G(\omega_1) <$ max $m^G(\omega_2)$ thì $\omega_2 \notin f(G)$.*
Chúng ta nói rằng $\omega_1, \omega_2 \in \mathscr{W}$ là có cận trên bằng nhau khi và chỉ khi $max\ m^G(\omega_1) = max\ m^G(\omega_2)$. Tiên đề về cận trên đảm bảo rằng quá trình đàm phán sẽ dừng ngay khi một thỏa thuận đạt được.

Tiên đề về tính đa số:
MA. *Cho một bài toán đàm phán $G = (C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)$ và các kết quả $\omega_1, \omega_2 \in C$ có cận trên bằng nhau, nếu $\#\{i : \omega_1 \preccurlyeq_i \omega_2\} < \#\{i : \omega_2 \preccurlyeq_i \omega_1\}$ thì $\omega_2 \notin f(G)$.*
Chúng ta nói rằng $\omega_1, \omega_2 \in \mathscr{W}$ là có đa số bằng nhau khi và chỉ khi ω_1, ω_2 có cận trên bằng nhau và $\#\{i : \omega_1 \preccurlyeq_i \omega_2\} = \#\{i : \omega_2 \preccurlyeq_i \omega_1\}$.
Tiên đề về đa số phát biểu rằng nếu hai thế giới có thể ω và ω' có cận trên bằng nhau thì cái nào được bình chọn bởi số lượng người tham gia lớn hơn thì cái đó được ưu tiên là giải pháp hơn.

Tiên đề về cận dưới:
LB. *Cho một bài toán đàm phán $G = (C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)$ và hai kết quả có thể $\omega_1, \omega_2 \in C$. Nếu ω_1 và ω_2 có cận trên bằng nhau và đa số bằng nhau và min $m^G(\omega_1) <$ min $m^G(\omega_2)$ thì $\omega_1 \notin f(G)$.*
Tiên đề về cận dưới đảm bảo giải pháp là công bằng theo nghĩa là sự khác biệt giữa tốt nhất và xấu nhất là tối thiểu.

Cho một tập các kết quả có thể S, $max(S, \#)$ được sử dụng để biểu thị tập các kết quả có thể có của S được hỗ trợ nhiều nhất bởi các tác tử về mặt lực lượng. Một cách hình thức,
$max(S, \#) = \{\omega \in S : \nexists \omega' \in S(\#\{i : \omega' \preccurlyeq_i \omega\} < \#\{i : \omega \preccurlyeq_i \omega'\})\}$.
Ký hiệu $\mathscr{G}$ được dùng để chỉ tập tất cả các bài toán đàm phán. Bây giờ, tính thỏa được của tập các tiên đề trên được chỉ ra bằng cách chỉ ra một giải pháp sau đây:

Định nghĩa 4.4 *Đặt $f^G : \mathscr{G} \to 2^{\mathscr{W}}/\{\emptyset\}$ là một giải pháp đàm phán, trong đó*

- $f^G((C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)) = arg\ max_{\omega \in LS} min(m^G(\omega))$, *trong đó*
- $LS = max(BS, \#)$, *trong đó*
- $BS = arg\ min_{\omega \in C}(max(m^G(\omega)))$.

Định lý 4.1 *Một giải pháp đàm phán* $f : \mathscr{G} \to 2^{\mathscr{W}}/\{\emptyset\}$ *thỏa* UB, MA *và* LB *khi và chỉ khi* $f = f^G$.

Chứng minh:

a Điều kiện cần: Theo Định nghĩa 4.4, chúng ta thấy rằng $f^G((C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)) \subseteq LS \subseteq BS$

Mặt khác, cũng theo định nghĩa này chúng ta có: - $\forall \omega \in BS, \omega$ thỏa mãn UB, - $\forall \omega \in LS, \omega$ thỏa mãn MA, - $\forall \omega \in f^G((C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)), \omega$ thỏa mãn LB. Do vậy, $\forall \omega \in f^G((C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)), \omega$ thỏa mãn UB, MA và LB.

b Điều kiện đủ: Giả sử giải pháp đàm phán $f : \mathscr{G} \to 2^{\mathscr{W}}/\{\emptyset\}$ thỏa mãn UB, MA và LB, ta cần chứng minh $f = f^G$. Thật vậy, giả sử phản chứng là $\omega \in f((C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n))$ nhưng $\omega \notin f((C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n))$. Rõ ràng ω thỏa mãn cả ba tiên đề UB, MA và LB.

Mặt khác, theo chứng minh phần điều kiện cần thì $\forall \omega \in f^G((C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)), \omega$ phải thỏa mãn cả ba tiên đề UB, MA và LB. Do đó giả thiết phản chứng là mâu thuẫn.

Vậy $f = f^G$.

Chúng ta cũng thấy rằng quan hệ giữa các giải pháp đàm phán f^G và các tiên đề IIA, PE, SYM như sau:

Mệnh đề 4.3 *Các giải pháp đàm phán* f^G *thỏa mãn* IIA, PE *và* SYM.

Chứng minh

a) f^G thỏa IIA:

Thật vậy, giả sử $G_1 = (C_1, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)$ và $G_2 = (C_2, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n)$ là những bài toán đàm phán với $C_2 \subseteq C_1$ và $f^G(G_1) \subseteq C_2$.

- Giả sử $\omega \in f^G(G_1)$, chúng ta cũng có $\omega \in C_2$ (do $f^G(G_1) \subseteq C_2$). Do đó $\omega \in f^G(G_2)$. Vậy $f(G_1) \subseteq f(G_2)$.

- Giả sử $\omega \in f^G(G_2)$ và $\omega' \in f^G(G_1)$ sao cho $\omega' \in G_2$. Rõ ràng $\omega \preccurlyeq \omega'$ đối với G_2 mà $C_2 \subseteq C_1$ nên $\omega \preccurlyeq \omega'$ đối với G_1 do đó $\omega \in f^G(G_1)$. Do đó $f(G_2) \subseteq f(G_1)$. Tóm lại, $f(G_2) = f(G_1)$

b) f^G thỏa PE: Giả sử $\omega_1, \omega_2 \in f^G((C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n))$ and $\omega_1 \preccurlyeq_i \omega_2, i = 1..n$ và $j \in 1..n, \omega_{1i}\omega_2$. Do f^G thỏa mãn MA nên $\omega_2 \notin f^G((C, \preccurlyeq_1, \ldots, \preccurlyeq_n))$.

c) f^G thỏa SYS:
Theo cách xây dựng của hàm f^G (dựa vào các hàm min, max, $argmin$ và $argmax$) nên dễ dàng thấy rằng nó thỏa mãn tính đối xứng (A_1).

4.1.5. Các tính chất logic của toán tử tích hợp tri thức

Mục con này xem xét tính chất logic của họ các toán tử tích hợp tri thức trên cơ sở đối chiếu với tập các tiên đề đặc tả các toán tử tích hợp với ràng buộc toàn vẹn (IC) được Konieczny và cộng sự [52] đề xuất:

Định nghĩa 4.5 *[52]*
Cho E, E_1, E_2 là các tập tri thức, K_1, K_2 là các cơ sở tri thức, và μ, μ_1, μ_2 là các công thức logic trong $\mathscr{L}$. Δ là một toán tử tích hợp tri thức với ràng buộc toàn vẹn khi và chỉ khi nó thỏa các tiên đề sau:

(IC0) $\Delta_\mu(E) \vdash \mu$

(IC1) *Nếu μ nhất quán thì $\Delta_\mu(E)$ cũng nhất quán.*

(IC2) *Nếu $\wedge E \wedge \mu$ nhất quán thì $\Delta_\mu(E) = \wedge E \wedge \mu$.*

(IC3) *Nếu $E_1 \equiv E_2$ và $\mu_1 \equiv \mu_2$ thì $\Delta_{\mu 1}(E_1) \equiv \Delta_{\mu 2}(E_2)$.*

(IC4) *Nếu $K_1 \vdash \mu$ và $K_2 \vdash \mu$ thì $\Delta_\mu(\{K_1, K_2\}) \wedge K_1$ nhất quán khi và chỉ khi $\Delta_\mu(\{K_1, K_2\}) \wedge K_2$ nhất quán.*

(IC5) $\Delta_\mu(E_1) \wedge \Delta_\mu(E_2) \vdash \Delta_\mu(E_1 \sqcup E_2)$.

(IC6) *Nếu $\Delta_\mu(E_1) \wedge \Delta_\mu(E_2)$ nhất quán thì $\Delta_\mu(E_1 \sqcup E_2) \vdash \Delta_\mu(E_1) \wedge \Delta_\mu(E_2)$.*

(IC7) $\Delta_{\mu_1}(E) \wedge \mu_2 \vdash \Delta_{\mu_1 \wedge \mu_2}(E)$.

(IC8) *Nếu $\Delta_{\mu_1}(E) \wedge \mu_2$ nhất quán thì $\Delta_{\mu_1 \wedge \mu_2}(E) \vdash \Delta_{\mu_1}(E) \wedge \mu_2$.*

Tập các định đề tích hợp tri thức đánh chỉ số từ (IC0) đến (IC8) và được mô tả như sau: (IC0) đảm bảo rằng các kết quả việc tích hợp tri thức sẽ thỏa mãn các ràng buộc toàn vẹn. (IC1) phát biểu rằng nếu các ràng buộc toàn vẹn là nhất quán thì kết quả của việc tích hợp tri thức cũng sẽ phải nhất quán. (IC2) nói rằng nếu phép hợp của các cơ sở tri thức và các ràng buộc tạo thành một tập tri thức nhất quán thì kết quả của việc tích hợp tri thức đơn giản chính là kết quả của phép hợp này. (IC3) là nguyên tắc không phụ thuộc cú pháp, tức là nếu chúng ta có hai tập các cơ sở tri thức mà mỗi cơ sở tri thức của tập này tương đương với một cơ sở tri thức của tập kia và hai tập rằng buộc toàn vẹn cũng tương đương nhau thì các các kết quả của việc tích hợp tri thức với rang buộc toàn vẹn cũng tương đương nhau. (IC4) là định đề về tính công bằng, định đề này đòi hỏi khi tích hợp hai cơ sở tri thức, các toán tử tích hợp tri thức phải đối xử đối với các cơ sở tri thức này như nhau. (IC5) thể hiện ý tưởng sau đây: nếu hai nhóm cùng đồng ý về một số lựa chọn thì những lựa chọn này cũng vẫn sẽ được chọn nếu chúng ta nhóm hai nhóm này thành một. (IC5) cùng với (IC6) phát biểu rằng nếu chúng ta có thể chia một tập các cơ sở tri thức thành hai tập con rồi thực hiện tích hợp các tập con đó và tìm được các mô hình chung cho các kết quả tích hợp thì các mô hình này cũng chính là các mô hình của kết quả của việc tích hợp tri thức trong nhóm lớn ban đầu. (IC7) và (IC8) phát biểu về sự mối quan hệ giữa các ràng buộc nhất quán và kết quả của toán tử tích hợp tri thức.

Cho một trò chơi đàm phán $G = (\{(K_i, \succcurlyeq_i) | a_i \in \mathscr{A}\}, \mu) \in g^{\mathscr{A},\mathscr{L}}$, $\preccurlyeq_i^{X_i}$ là ưu tiên của tác tử a_i trên $\mathscr{W}$ theo chiến lược sắp xếp
$X_i \in \{\preccurlyeq_{maxsat}, \preccurlyeq_{vector}, \preccurlyeq_{leximin}\}$, và $X = \{X_1, \ldots, X_n\}$.
Gọi $\Delta_\mu^X(G)$ là một toán tử tích hợp tri thức sao cho
$[\Delta_\mu^X(G)] = f^G([\mu], \preccurlyeq_1^{X_1}, \ldots, \preccurlyeq_n^{X_n})$.
Gọi các toán tử tích hợp tri thức này là các toán tử tích hợp tri thức dựa trên đàm phán, và như vậy, cần phải sửa đổi một số tiên đề trong các tiên đề (IC0)-(IC8) để có thể áp dụng cho việc tích hợp các cơ sở tri thức được phân lớp. Cụ thể là (IC2) và (IC3) nên được sửa đổi như sau:
(IC2'). *Đặt $\wedge G = \wedge_{a_i \in \mathscr{A}} \wedge_{\phi \in K_i} \phi$, nếu $\wedge G \wedge \mu$ là nhất quán thì $\Delta_\mu^X(G) \equiv$*

$\wedge G \wedge \mu$.

(IC3'). *Cho hai trò chơi đàm phán* $G = (\{(K_i, \succcurlyeq_i) | a_i \in \mathscr{A}\}, \mu)$ *và* $G' = (\{(K'_i, \succcurlyeq'_i) | a_i \in \mathscr{A}\}, \mu')$, $(G, G' \in g^{\mathscr{A}, \mathscr{L}})$, *nếu* $\mu \equiv \mu'$ *và tồn tại một hoán vị* π *trên* $\{1, \ldots, n\}$ *sao cho* $(K_i, \succcurlyeq_i) \equiv (K'_{\pi(i)}, \succcurlyeq'_{\pi(i)})$ *và* $X_i = X'_{\pi(i)}$ *với mọi* $i \in \{1, \ldots, n\}$ *thì* $\Delta^X_\mu(G) \equiv \Delta^{X'}_{\mu'}(G')$.

Mệnh đề 4.4 *Nếu* $\Delta^X_\mu(G)$ *là một toán tử tích hợp tri thức dựa trên đàm phán thì* $\Delta^X_\mu(G)$ *thỏa (IC0), (IC1), (IC2'), (IC7), (IC8).*
Nếu $X \in \{\preccurlyeq_{maxsat}, \preccurlyeq_{vector}\}$ *thì* $\Delta^X_\mu(G)$ *cũng thỏa (IC3').*

Tồn tại các mối quan hệ giữa các giải pháp đàm phán theo các chiến lược sắp xếp như sau:

Mệnh đề 4.5 *Cho một trò chơi đàm phán* $G = (\{(K_i, \succcurlyeq_i) | a_i \in \mathscr{A}\}, \mu) \in g^{\mathscr{A}, \mathscr{L}}$, *nếu* $X_i, X'_i \in \{\preccurlyeq_{maxsat}, \preccurlyeq_{vector}, \preccurlyeq_{leximin}\}$ *và* X_i *là đặc trưng hơn* X'_i *với mọi* $i = 1, \ldots, n$ *thì*
$f^G([\mu], \preccurlyeq_1^{X'_1}, .., \preccurlyeq_n^{X'_n}) \subseteq f^G([\mu], \preccurlyeq_1^{X_1}, .., \preccurlyeq_n^{X_n})$.

4.2. Xử lý tri thức KNQ bằng tranh luận

4.2.1. Tích hợp tri thức bằng tranh luận trong logic khả năng

Phần này xem xét triển khai khung làm việc để giải quyết KNQ khi kết hợp các cơ sở tri thức $(K_1, \ldots, K_n)$. Để khởi đầu khung tranh luận, khái niệm tranh luận được xác định.

Định nghĩa 4.6 *Mỗi tranh luận được trình bày dưới dạng như một cặp* $\langle S, s \rangle$, *trong đó* s *là một công thức và* S *là tập con của cơ sở tri thức* $\mathcal{K}$ *sao cho:*

(1) $S \subseteq \mathcal{K}^*$, *$S$ là tập con của cơ sở tri thức* $\mathcal{K}^*$,

(2) $S \vdash s$, *S là tập hỗ trợ và s là kết luận của lập luận.*

(3) *S là nhất quán và S là tập con nhỏ nhất (theo lực lượng của tập).*

Ký hiệu $\mathcal{A}(\mathcal{K})$ *tập tất cả các tranh luận được tạo từ* $\mathcal{K}$.

Dưới đây, luận án đề nghị một phiên bản mở rộng từ khung tranh luận nổi tiếng của P. M Dũng [36].

Định nghĩa 4.7 *Một khung tranh luận là một bộ $\langle \mathcal{A}, \mathcal{R}, \succeq \rangle$ trong đó $\mathcal{A}$ là một tập hữu hạn các tranh luận, $\mathcal{R}$ là một quan hệ hai ngôi biểu diễn quan hệ giữa các tranh luận trong $\mathcal{A}$, và $\succeq$ là một thứ tự trước (preorder) trên $\mathcal{A} \times \mathcal{A}$. Luận án cũng sử dụng $\succ$ để biểu diễn thứ tự trước chặt (strict preorder) tương ứng với $\succeq$.*

Định nghĩa 4.8 *Gọi X và Y là hai tranh luận trong $\mathcal{X}$.*

- *Y tấn công X nếu $Y \succeq X$ và $Y \; \mathcal{R} \; X$.*
- *Nếu $Y \; \mathcal{R} \; X$ nhưng $X \succ Y$ thì X có thể tự bảo vệ mình.*
- *Tập các tranh luận $\mathcal{A}$ bảo vệ X nếu Y tấn công X thì luôn luôn tồn tại $Z \in \mathcal{A}$ sao cho Z tấn công Y.*

Định nghĩa 4.9 *Một tập các tranh luận $\mathcal{A}$ là không xung đột nếu $\nexists X, Y \in \mathcal{A}$ sao cho $X \; \mathcal{R} \; Y$*

Các quan hệ tấn công giữa các tranh luận bao gồm *undercut* (tấn công vào một phần hỗ trợ của cái tranh luận kia) và bác bỏ (tấn công trực tiếp vào phần kết luận) (*rebut*). Chúng được định nghĩa như sau:

Định nghĩa 4.10 *Gọi $\langle S, s \rangle$ và $\langle S', s' \rangle$ là các tranh luận của $\mathcal{A}(\mathcal{K})$. $\langle S, s \rangle$ tấn công undercut$\langle S', s' \rangle$ nếu tồn tại $p \in S'$ sao cho $s \equiv \neg p$.*

Cụ thể, một tranh luận là bị tấn công undercut nếu tồn tại ít nhất một công thức trong tập hỗ trợ của nó bị phủ định.

Định nghĩa 4.11 *Gọi $\langle S, s \rangle$ và $\langle S', s' \rangle$ là các tranh luận của $\mathcal{A}(\mathcal{K})$. $\langle S, s \rangle$ tấn công rebut$\langle S', s' \rangle$ nếu $s \equiv \neg s'$.*

Hai tranh luận là ngược nhau nếu các kết luận của chúng là KNQ.

L. Amgoud và C. Cayrol [2] đưa ra nhận định rằng mỗi tranh luận đều có cấp độ ảnh hưởng. Nó cho phép so sánh các tranh luận để chọn tranh luận tốt nhất. Khi các tri thức có độ ưu tiên càng cao thì các tranh luận càng mạnh. Độ mạnh của tranh luận được định nghĩa như sau:

Định nghĩa 4.12 *Độ mạnh của một tranh luận $A = \langle S, s\rangle$, ký hiệu bởi $force(A)$ được xác định như sau [2]:*

$$force(A) = min\{\alpha_i : \psi_i \in S \text{ và } (\psi_i, \alpha_i) \in \mathcal{K}\}. \quad (4.1)$$

Luận án xem xét một hàm kết tập (aggregation function) $\oplus$ thoả mãn các thuộc tính sau đây:

(1) $\oplus(0, \ldots 0) = 0$,

(2) Nếu $\alpha \geq \beta$ thì với mọi $i = 1, \ldots, n$, thì $\oplus(x_1, \ldots, x_{i-1}, \alpha, x_{i+1}, \ldots, x_n) \geq \oplus(x_1, \ldots, x_{i-1}, \beta, x_{i+1}, \ldots, x_n)$.

Một số hàm kết tập phổ biến là lớn nhất (Max), tổng (Σ) và thứ tự từ điển ($GMax$).

Mệnh đề 4.6 *Nếu $\mathcal{K} = \{K_1, \ldots, K_n\}$ là tập của n các cơ sở tri thức khả năng và $A = \langle S, s\rangle$ là một tranh luận trong $\mathcal{A}(\mathcal{K})$, thì*

- $\forall \psi_i \in S, K_i \vdash (\psi_j, a_{ji}), i = 1, ..., n$.
- $force(A) = min\{\oplus(a_{j1}, \ldots, a_{jn})\}$.

Dựa vào độ mạnh của các tranh luận mà các tranh luận có thể được so sánh như sau:

Định nghĩa 4.13 *Tranh luận X được ưu tiên hơn tranh luận Y, được ký hiệu là $X \succ Y$ nếu $force(X) > force(Y)$.*

Ví dụ 4.1 *Cho* $K = \{(\neg b \vee a, 0.9), (b, 0.7), (\neg d \vee a, 0.6), (d, 0.5)\}$
Có hai tranh luận liên quan đến a :

- $A_1 =< \{\neg b \vee a, b\}, a >$,
- $A_2 =< \{\neg d \vee a, d\}, a >$.

Tuy nhiên, A_1 được ưu tiên hơn A_2 bởi vì $force(A_1) = 0.7$ và $force(A_2) = 0.5$.

Sự KNQ của một cơ sở tri thức khả năng K có thể được tính toán từ độ mạnh của các lập luận KNQ trong nó như sau:

Định nghĩa 4.14 *Cho K là một cơ sở tri thức khả năng và $\langle \mathcal{A}(\mathcal{K}), Undercut, \succ \rangle$ là một khung tranh luận:*

$$Inc^{att}(K) = max\{min(force(X), force(Y)) \mid \alpha_i \; att \; A_j\}. \qquad (4.2)$$

trong đó $att \in \{undercut, rebut\}$.

Ví dụ 4.2 *Đặt* $K_1 = \{(a \vee \neg b; 0.9), (f; 0.9), (g; 0.8), (\neg d \vee \neg e; 0.5), (\neg e; 0.5), (d; 0.5), (a \vee \neg d; 0.4), (\neg b \vee g; 0.3), (a \vee \neg e; 0.3), (a; 0.2), (a \vee \neg d \vee \neg e; 0.1)\}$,
$K_2 = \{(c; 0.8), (\neg f; 0.8), (\neg b \vee \neg c; 0.2), (\neg b \wedge d; 0.3)\}$, *và $\oplus$ là một hàm kết tập được định nghĩa như sau: $\oplus(\alpha, \beta) = \alpha + \beta - \alpha.\beta$.*
Ta có:
$\mathcal{K}_{\oplus} = \{(a \vee \neg b \vee c; 0.98), (c \vee f; 0.98), (a \vee \neg b \vee \neg f; 0.98), (c \vee g; 0.96), (\neg f \vee g; 0.96), ((a \vee \neg b) \wedge (a \vee \neg b \vee d); 0.93), ((\neg b \vee f) \wedge (d \vee f); 0.93), (a \vee \neg b \vee \neg c; 0.92), (\neg b \vee \neg c \vee f; 0.92), (a \vee \neg b; 0.9), (f; 0.9), (c \vee \neg d \vee \neg e; 0.9), (c \vee \neg e; 0.9), (c \vee d; 0.9), (\neg d \vee \neg e \vee \neg f; 0.9), (\neg e \vee \neg f; 0.9), (d \vee \neg f; 0.9), (a \vee c \vee \neg d; 0.88), (\neg b \vee c \vee g; 0.88), (a \vee \neg d \vee \neg f; 0.88), (\neg b \vee \neg f \vee g; 0.88), (a \vee c \vee \neg e; 0.86), ((g \vee \neg b) \wedge (g \vee d); 0.86), (a \vee \neg e \vee \neg f; 0.86), (a \vee c; 0.84), (\neg b \vee \neg c \vee g; 0.84), (a \vee \neg f; 0.84), (a \vee c \vee \neg d \vee \neg e; 0.82), (a \vee \neg d \vee \neg e \vee \neg f; 0.82), (g; 0.8), (c; 0.8), (\neg f; 0.8), ((\neg b \vee \neg e) \wedge (d \vee \neg e); 0.65), ((\neg b \vee d) \wedge (d); 0.65), (\neg b \vee \neg c \vee \neg d \vee \neg e; 0.6), (\neg b \vee \neg c \vee \neg e; 0.6), (\neg b \vee \neg c \vee d; 0.6), (a \vee \neg b \vee \neg c \vee \neg d; 0.52), ((\neg b \vee g) \wedge (\neg b \vee g \vee d); 0.51), ((a \vee \neg b \vee \neg e) \wedge (a \vee d \vee \neg e); 0.51), (\neg d \vee \neg e; 0.5), (\neg e; 0.5), (d; 0.5), (\neg b \vee \neg c \vee g; 0.44), (a \vee \neg b \vee \neg c \vee \neg e; 0.44), ((a \vee \neg b) \wedge (a \vee d); 0.44), (a \vee \neg d; 0.4), (\neg b \vee g; 0.3), (a \vee \neg e; 0.3), (\neg b \wedge d; 0.3), (a \vee \neg b \vee \neg c \vee \neg d \vee \neg e; 0.28), (a; 0.2), (\neg b \vee \neg c; 0.2), (a \vee \neg d \vee \neg e; 0.1)\}$.
Bảng 4.1 là tập tranh luận được xây dựng từ $\mathcal{K}_{\oplus}$ là độ mạnh của chúng.
Do đó:
$Undercut = (A_{11}, A_{32}), (A_{11}, A_{33}), (A_{32}, A_{11}), (A_{32}, A_{12}), (A_{32}, A_{16}),$
$(A_{32}, A_{17}), (A_{32}, A_{18}), (A_{32}, A_{19}), (A_{32}, A_{21}), (A_{32}, A_{22}), (A_{32}, A_{25}),$
$(A_{32}, A_{28}), (A_{32}, A_{29}), (A_{32}, A_{30})$.

Và ta có:
$Inc^{undercut}(\mathcal{K}_{\oplus}) = max\{min(0.9, 0.8), min(0.9, 0.8), min(0.8, 0.9),$
$min(0.8, 0.9), min(0.8, 0.9), min(0.8, 0.9), min(0.8, 0.9), min(0.8, 0.88),$

Các tranh luận	Độ mạnh
$A_1 =< \{a \vee \neg b \vee c\}, a \vee \neg b \vee c >$	0.98
$A_2 =< \{c \vee f\}, c \vee f >$	0.98
$A_3 =< \{a \vee \neg b \vee \neg f\}, a \vee \neg b \vee \neg f >$	0.98
$A_4 =< \{c \vee g\}, c \vee g >$	0.96
$A_5 =< \{\neg f \vee g\}, \neg f \vee g >$	0.96
$A_6 =< \{(a \vee \neg b) \wedge (a \vee \neg b \vee d)\}, (a \vee \neg b) \wedge (a \vee \neg b \vee d) >$	0.93
$A_7 =< \{((\neg b \vee f) \wedge (d \vee f)\}, (\neg b \vee f) \wedge (d \vee f) >$	0.93
$A_8 =< \{a \vee \neg b \vee \neg c\}, a \vee \neg b \vee \neg c >$	0.92
$A_9 =< \{\neg b \vee \neg c \vee f\}, \neg b \vee \neg c \vee f >$	0.92
$A_{10} =< \{a \vee \neg b\}, a \vee \neg b >$	0.9
$A_{11} =< \{f\}, f >$	0.9
$A_{12} =< \{f, \neg f \vee g\}, g >$	0.9
$A_{13} =< \{c \vee \neg d \vee \neg e\}, c \vee \neg d \vee \neg e >$	0.9
$A_{14} =< \{c \vee \neg e\}, c \vee \neg e >$	0.9
$A_{15} =< \{c \vee d\}, c \vee d >$	0.9
$A_{16} =< \{\neg d \vee \neg e \vee \neg f, f\}, \neg d \vee \neg e >$	0.9
$A_{17} =< \{\neg e \vee \neg f, f\}, \neg e >$	0.9
$A_{18} =< \{d \vee \neg f, f\}, d >$	0.9
$A_{19} =< \{a \vee c \vee \neg d, d \vee \neg f, f\}, a \vee c >$	0.88
$A_{20} =< \{\neg b \vee c \vee g\}, \neg b \vee c \vee g >$	0.88
$A_{21} =< \{a \vee \neg d \vee \neg f, f\}, a \vee \neg d >$	0.88
$A_{22} =< \{\neg b \vee \neg f \vee g, f\}, \neg b \vee g >$	0.88
$A_{23} =< \{a \vee c \vee \neg e\}, a \vee c \vee \neg e >$	0.86
$A_{24} =< \{(g \vee \neg b) \wedge (g \vee d)\}, (g \vee \neg b) \wedge (g \vee d) >$	0.86
$A_{25} =< \{a \vee \neg e \vee \neg f, f\}, a \vee \neg e >$	0.86
$A_{26} =< \{a \vee c\}, a \vee c >$	0.84
$A_{27} =< \{\neg b \vee \neg c \vee g\}, \neg b \vee \neg c \vee g >$	0.84
$A_{28} =< \{a \vee \neg f, f\}, a >$	0.84
$A_{29} =< \{a \vee \neg d \vee \neg e \vee \neg f, f\}, a \vee \neg d \vee \neg e >$	0.82
$A_{30} =< \{a \vee \neg d \vee \neg e \vee \neg f, f, d \vee \neg f\}, a \vee \neg d \vee \neg f >$	0.82
$A_{31} =< \{c\}, c >$	0.8
$A_{32} =< \{\neg f\}, \neg f >$	0.8
$A_{33} =< \{\neg b \vee \neg c \vee f, c, \neg f\}, \neg b >$	0.8
$A_{34} =< \{\neg b \vee \neg c \vee g, c\}, \neg b \vee g >$	0.84
$A_{35} =< \{(\neg b \vee \neg e) \wedge (d \vee \neg e)\}, (\neg b \vee \neg e) \wedge d \vee \neg e) >$	0.65
$A_{36} =< \{(\neg b \vee d) \wedge (d)\}, (\neg b \vee d) \wedge (d) >$	0.65
$A_{37} =< \{\neg b \vee \neg c \vee \neg e, c\}, \neg b \vee \neg e >$	0.6
$A_{38} =< \{\neg b \vee \neg c \vee d, c\}, \neg b \vee d >$	0.6
$A_{39} =< \{(\neg b \vee g) \wedge (\neg b \vee g \vee d)\}, (\neg b \vee g) \wedge (\neg b \vee g \vee d) >$	0.51
$A_{40} =< \{(a \vee \neg b \vee \neg e) \wedge (a \vee d \vee \neg e)\}, (a \vee \neg b \vee \neg e) \wedge (a \vee d \vee \neg e) >$	0.51
$A_{41} =< \{a \vee \neg b \vee \neg c \vee \neg e, c\}, a \vee \neg b \vee \neg e >$	0.44
$A_{42} =< \{(a \vee \neg b) \wedge (a \vee d)\}, (a \vee \neg b) \wedge (a \vee d) >$	0.44

Bảng 4.1: Độ mạnh của các tranh luận.

$min(0.8, 0.88), min(0.8, 0.88), min(0.8, 0.86), min(0.8, 0.84),$
$min(0.8, 0.82), min(0.8, 0.82)\} = 0.8.$

Vì vậy, độ mạnh KNQ của $\mathcal{K}_\oplus$ là 0.8. Như vậy, tích hợp tri thức dựa trên tranh luận được định nghĩa như sau:

Định nghĩa 4.15 *Đặt $\mathcal{K} = \{K_1, \ldots, K_n\}$ là một tập các cơ sở tri thức khả năng. Toán tử tích hợp tri thức được định nghĩa như sau:*

$\Delta_\oplus^{att}(\mathcal{K}) = \{\psi | (\psi, a) \in \mathcal{K}_\oplus, a > Inc^{att}(\mathcal{K}_\oplus)\}$ *trong đó* $att \in \{undercut, rebut\}$.

Gọi $\Delta_\oplus^{att}$ là họ của các toán tử *tích hợp tri thức bằng tranh luận* TTL.

Ví dụ 4.3 *Tiếp tục ví dụ 4.2, với* $att = undercut$ *và* $\oplus(\alpha, \beta) = \alpha + \beta - \alpha.\beta$, *ta có:*

$\Delta_\oplus^{att}(\mathcal{K}) = \{\{(a \vee \neg b \vee c), (c \vee f), (a \vee \neg b \vee \neg f), (c \vee g), (\neg f \vee g), ((a \vee \neg b) \wedge (a \vee \neg b \vee d)), ((\neg b \vee f) \wedge (d \vee f)), (a \vee \neg b \vee \neg c), (\neg b \vee \neg c \vee f), (a \vee \neg b), (f), (c \vee \neg d \vee \neg e), (c \vee \neg e), (c \vee d), (\neg d \vee \neg e \vee \neg f), (\neg e \vee \neg f), (d \vee \neg f), (a \vee c \vee \neg d), (\neg b \vee c \vee g), (a \vee \neg d \vee \neg f), (\neg b \vee \neg f \vee g), (a \vee c \vee \neg e), ((g \vee \neg b) \wedge (g \vee d)), (a \vee \neg e \vee \neg f), (a \vee c), (\neg b \vee \neg c \vee g), (a \vee \neg f), (a \vee c \vee \neg d \vee \neg e), (a \vee \neg d \vee \neg e \vee \neg f)\}.$

4.2.2. Các định đề và các thuộc tính logic

Gọi $\mathcal{K} = \{K_1, \ldots, K_n\}$ là một tập hữu hạn của các cơ sở tri thức khả năng, AF_s là một khung tranh luận được xác định từ $\mathcal{K}$. Hàm tranh luận $\mathcal{K}_\oplus$ được định nghĩa như sau: $\mathcal{K}_\oplus : \mathbb{K}^n \to \mathbb{K}^*$. Tập định đề được giới thiệu như sau:

(A_1) (Tính đối xứng) $\mathcal{K}_\oplus(\{K_1, \ldots, K_n\}) = \mathcal{K}_\oplus(\{K_{\pi(1)}, \ldots, K_{\pi(n)}\})$, trong đó π là một hoán vị trong $\{1, \ldots, n\}$.
Định đề (A_1) đảm bảo tính công bằng của những người tham gia. Định đề này được phát biểu rằng, kết quả của một quá trình tranh luận nên phản ánh các tranh luận của những người tham gia chứ không phải là danh tính của họ.

(A_2) (Tính nhất quán) $\nexists \psi \in \mathcal{L}(\mathcal{K}_\oplus(\{K_1, \ldots, K_n\}) \vdash \psi) \wedge (\mathcal{K}_\oplus(\{K_1, \ldots, K_n\}) \vdash \neg\psi)$

Định đề (A_2) phát biểu rằng tích hợp tri thức bằng tranh luận nên trả về một kết quả nhất quán.

(A_3) (Tính nhất trí) Nếu $K_1^* \equiv \ldots \equiv K_n^*$ thì $\mathcal{K}_\oplus(\{K_1, \ldots, K_n\}) \equiv K_1^*$.
Định đề (A_3) phát biểu rằng khi tất cả những người tham gia có cùng tập tri thức thì tập tri thức này cũng là kết quả của quá trình tranh luận. Rõ ràng, định đề (A_3) là tổng quát hơn so với định đề (A_4) và nó cũng kéo theo (A_4).
Định đề (A_4) được định nghĩa như sau:

(A_4) (Tính đồng nhất) $\mathcal{K}_\oplus(\{K_i, \ldots, K_i\}) \equiv K_i^*$
Định đề (A_4) phát biểu rằng nếu tất cả những người tham gia có cùng một cơ sở tri thức khả năng, thì sau quá trình tranh luận, nên có kết quả là một cơ sở tri thức liên quan của nó.

(A_5) (Tính bao đóng) $\cup_{i=1}^n B_i^* \vdash \mathcal{K}_\oplus(\{K_i, \ldots, K_i\})$
Định đề (A_5) yêu cầu tính bao đóng đối với kết quả của quá trình tranh luận. Định đề phát biểu rằng bất kỳ tri thức trong kết quả tranh luận nên có ở ít nhất một trong số cơ sở tri thức đầu vào.

(A_6) (Tính đa số) Nếu $|\{K_i^* \vdash \psi, i = 1 \ldots n\}| > \frac{n}{2}$ thì $\mathcal{K}_\oplus(\{K_i, \ldots, K_i\}) \vdash \psi$.
Định đề (A_6) phát biểu rằng nếu một tri thức được hỗ trợ bởi đa số người tham gia, thì tri thức đó nên có trong kết quả của quá trình tranh luận.

(A_7) (Tính cộng tác) Nếu $K_i^* \vdash \psi, i = 1 \ldots n$ thì $\mathcal{K}_\oplus(\{K_i, \ldots, K_i\}) \vdash \psi$.
Định đề (A_7) phát biểu rằng nếu một tri thức được hỗ trợ bởi tất cả những người tham gia, thì tri thức đó phải có trong kết quả của quá trình tranh luận.

Từ các thuộc tính của toán tử tích hợp tri thức được định nghĩa trong phần trước, ta có:

Định lý 4.2 *Họ của các toán tử tích hợp tri thức bằng tranh luận thoả mãn các định đề sau đây: (A_1), (A_2), (A_3), và (A_5) mà không thoả mãn (A_6) .*

Chứng minh:
Giả sử chúng ta có toán tử tích hợp tri thức TTL $= \Delta_{\oplus}^{att}(\mathcal{K}) = \{\psi|(\psi, a) \in \mathcal{K}_{\oplus}, a > Inc(K_1 \cup ... \cup K_n)\}$. Chúng ta chỉ ra rằng TTL thoả mãn các định đề đối xứng, nhất quán, nhất trí, bao đóng mà không thoả mãn tính đa số.

- Theo như kết quả đạt được xây dựng dựa vào niềm tin và sự ưu tiên của đối tượng dành cho các thông tin này chứ không phải là danh tính của đối tượng. Do đó, tính đối xứng được thỏa mãn.
- Trong quá trình tích hợp, việc xác định độ không nhất quán đã giúp ta loại bỏ được các tri thức mâu thuẫn với tập tri thức chung ban đầu. Do đó, tính nhất quán được thỏa mãn.
- Trong kết quả của quá trình tích hợp, các tri thức có mức độ chắc chắn nhỏ hơn độ không nhất quán sẽ bị loại bỏ. Do đó, một tri thức tuy được hỗ trợ bởi đa số người tham gia nhưng trong quá trình tích hợp ảnh hưởng đạt được nhỏ hơn độ không nhất quán thì tri thức đó cũng sẽ bị loại bỏ sau quá trình tích hợp. Vì vậy tính đa số không được thỏa mãn.

Bảng 4.1 chỉ ra độ mạnh của 42 lập luận của Ví dụ 4.2. Mỗi độ mạnh cho phép một đối tượng có thể so sánh các lập luận khác nhau và lựa chọ ra những lập luận tốt nhất. Sự ưu tiên phụ thuộc vào độ mạnh của lập luận, những lập luận có nhiều niềm tin chắc chắn hơn sẽ mạnh hơn những lập luận có niềm tin chắc chắn ít hơn.

4.3. Kết luận chương 4

Chương này trình bày hai cách tiếp cận để xử lý tri thức KNQ trong tích hợp cơ sở tri thức.

Tiếp cận dựa trên khái niệm về ánh xạ giải pháp được đề xuất. Quá trình hai giai đoạn tích hợp tri thức bằng đàm phán được xây dựng. Các tính chất logic của một họ các toán tử tích hợp tri thức bằng đàm phán được giới thiệu và thảo luận.

Luận án đề nghị một khung tích hợp các cơ sở tri thức khả năng dựa trên việc sử dụng độ KNQ như một thước đo cùng với thao tác cắt tỉa để xây dựng khung tranh luận cho tích hợp tri thức. Một tập hợp các định đề được giới thiệu và các thuộc tính logic được khảo sát và đánh giá.

Kết quả nghiên cứu tại chương này đã được công bố [NTHKhanh4, NTHKhanh5, NTHKhanh7]

KẾT LUẬN VÀ HƯỚNG PHÁT TRIỂN

1. Kết quả nghiên cứu của luận án

Logic mô tả cũng như logic khả năng cung cấp các công cụ rất mạnh mẽ trong quản lý KNQ, vì vậy, luận án tập trung nghiên cứu về biểu diễn và lập luận tri thức KNQ dựa trên mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều trong một số kiểu LGMT mở rộng và tích hợp tri thức trong logic khả năng.

Luận án tham gia vào dòng nghiên cứu trên thế giới về xử lý KNQ dựa trên LGMT và logic khả năng. Luận án có các đóng góp chính sau đây:

- Định nghĩa mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều đối với LGMT para-nhất quán trên nền LGMT $\mathcal{ALC}_\Phi$ (một kiểu LGMT ALC_{reg} với các đặc trưng bổ sung là I: vai trò nghịch đảo, O: định danh, Q: hạn chế số lượng, U: vai trò toàn cục, `Self`: phản xạ); phát biểu và chứng minh tính chất Hennessy-Milner và tính bảo toàn của mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều được định nghĩa; phát biểu bài toán học khái niệm trong LGMT para-nhất quán bốn giá trị, đề nghị một thuật toán giải xấp xỉ bài toán học khái niệm trong LGMT para-nhất quán bốn giá trị và thực nghiệm. Một phần các đóng góp này được công bố trong[NTHKhanh1], [NTHKhanh2], [NTHKhanh3] và [NTHKhanh6].
- Định nghĩa mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều đối với LGMT mờ theo ngữ nghĩa Gódel trên nền LGMT $\mathcal{ALC}_\Phi$; phát biểu và chứng minh tính chất Hennessy-Milner và tính bảo toàn của mô phỏng hai chiều và tương tự hai chiều được định nghĩa. Đóng góp này được công

bố trong [NTHKhanh2].

- Đề nghị một khung tích hợp các cơ sở tri thức khả năng dựa trên việc sử dụng độ KNQ như một thước đo cùng với thao tác cắt tỉa để xây dựng khung tranh luận cho tích hợp tri thức. Đề nghị một tập các định đề cần thiết, khảo sát và đánh giá các thuộc tính logic liên quan đối với khung tranh luận cho tích hợp tri thức. Các kết quả nghiên cứu này được công bố trong [NTHKhanh4], [NTHKhanh5], [NTHKhanh7].

2. Hạn chế của luận án

Về mặt ứng dụng, dù đã triển khai một phần mềm thực nghiệm đơn giản học khái niệm theo LGMT para-nhất quán, tuy nhiên, hạn chế lớn nhất của luận án là chưa triển khai được các phần mềm đủ năng lực minh họa cho các mô hình biểu diễn tri thức và lập luận dựa trên các logic đã được định nghĩa và khảo sát trong luận án.

Về mặt lý thuyết, độ nâng cấp đối với các LGMT mở rộng trong phạm vi một $\mathcal{ALC}_\Phi$ nền và chưa được phát triển dựa trên họ LGMT *DL-Lite*.

3. Hướng phát triển

Thứ nhất, cần tiến hành triển khai hệ thống phần mềm minh họa đủ tốt cho các nghiên cứu lý thuyết của luận án. Nội dung nghiên cứu triển khai xây dựng các công cụ và phần mềm biểu diễn tri thức và lập luận liên quan tới KNQ trong các luận án Tiến sỹ trên thế giới (chẳng hạn, [83, 84, 78]) cần được khảo sát, học hỏi và áp dụng.

Thứ hai, về mặt lý thuyết, cần có thêm các nghiên cứu công phu để phân tích sâu sắc hơn nữa về các mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều, tính chất Hennessy-Milner và các tính chất cốt lõi liên quan đối với các LGMT mở rộng. Các kết quả nghiên cứu L.A.Nguyen, A.R. Divroodi và cộng sự về mô phỏng hai chiều, tương tự hai chiều và học khái niệm trong các LGMT [33, 68, 70, 43, 30, 34, 56, 32, 67] cần được tiếp tục được phân tích sâu sắc hơn nhằm nâng cao kết quả của các công trình công bố của luận án.

Danh mục các công trình khoa học của tác giả liên quan đến luận án

1. [NTHKhanh1] Thi Hong Khanh Nguyen, Quang-Thuy Ha. A Learning Method based on Bisimulation in the Inconsistent Knowledge Systems. ICARCV-2018 **(Scopus, DBLP)**.
2. [NTHKhanh2] Quang-Thuy Ha, Linh Anh Nguyen, Thi Hong Khanh Nguyen and Thanh-Luong Tran. Fuzzy Bisimulations in Fuzzy Description Logics under the Gödel Semantics. IJCRS 2018: 559-572 **(Scopus, DBLP)**.
3. [NTHKhanh3] Linh Anh Nguyen, Thi Hong Khanh Nguyen, Ngoc Thanh Nguyen, Quang-Thuy Ha. Bisimilarity for paraconsistent description logics. Journal of Intelligent and Fuzzy Systems 32(2): 1203-1215, 2017. **(SCIE Journal)**.
4. [NTHKhanh4] Thi Hong Khanh Nguyen, Trong Hieu Tran, Tran Van Nguyen, Thi Thanh Luu Le. Merging Possibilistic Belief Bases by Argumentation. ACIIDS 2017: 24-34 **(Scopus, DBLP)**.
5. [NTHKhanh5] Quoc Bao Vo, Trong Hieu Tran, Thi Hong Khanh Nguyen. On the Use of Surplus Division to Facilitate Efficient Negotiation in the Presence of Incomplete Information. KES 2016: 295-304. **(Scopus, DBLP)**.
6. [NTHKhanh6] Linh Anh Nguyen, Thi Hong Khanh Nguyen, Ngoc Thanh Nguyen, Quang-Thuy Ha. Bisimilarity for paraconsistent description logics. SMC 2016: 4694-4699. **(Scopus, DBLP)**.

7. [NTHKhanh7] Trong Hieu Tran, Quoc Bao Vo, Thi Hong Khanh Nguyen. On the Belief Merging by Negotiation. KES 2014: 147-155 **(Scopus, DBLP)**.

Danh mục này gồm 07 công trình.

TÀI LIỆU THAM KHẢO

[1] L. Aceto, A. Ingolfsdottir, and J. Srba. Chapter 3. the algorithmics of bisimilarity. In J. R. Davide Sangiorgi, editor, *Advanced Topics in bisimulation and Coinduction*, pages 100–172. Cambridge University Press, 2012.

[2] L. Amgoud and C. Cayrol. Inferring from inconsistency in preference-based argumentation frameworks. *International Journal of Automated Reasoning*, 29:125–169, 2002.

[3] S. Amo and M. Pais. A paraconsistent logic approach for querying inconsistent databases. *International Journal of Approximate Reasoning*, 46:366–386, 2007.

[4] H. Andreas. Modular semantics for theories: An approach to paraconsistent reasoning. *J. Philosophical Logic*, 47(5):877–912, 2018.

[5] F. Baader, I. Horrocks, C. Lutz, and U. Sattler. *An Introduction to Description Logic*. Cambridge University Press, 2017.

[6] F. Baader, I. Horrocks, and U. Sattler. Chapter 3 description logics. In F. van Harmelen, V. Lifschitz, and B. Porter, editors, *Handbook of Knowledge Representation*, volume 3 of *Foundations of Artificial Intelligence*, pages 135–179. Elsevier, 2008.

[7] R. A. Baeza-Yates and B. A. Ribeiro-Neto. *Modern Information Retrieval*. ACM Press Addison-Wesley, 1999.

[8] T. H. Bằng. *Tích hợp ontology mờ dựa trên lý thuyết đồng thuận*. PhD thesis, Luận án tiến sỹ, Đại học CNTT, Đại học Quốc gia TP. Hồ Chí Minh, 2016.

[9] N. D. Belnap. Useful four-valued logic. *In Dunn J.M., Epstein G. (eds) Modern Uses of Multiple-Valued Logic. Episteme, Springer*, pages 5–37, 1977.

[10] S. Benferhat, D. Dubois, C. Cayrol, J. Lang, and H. Prade. Inconsistency management and prioritized syntax-based entailment. In *IJCAI93*, pages 640–645, 1993.

[11] S. Benferhat, D. Dubois, S. Kaci, and H. Prade. Possibilistic merging and distance-based fusion of propositional information. *Annals of Mathematics and Artificial Intelligence*, 34:217–252, 2002.

[12] S. Benferhat, D. Dubois, H. Prade, and M. Williams. A practical approach to fusing and revising prioritized belief bases. In *Proceedings of EPIA 99, LNAI 1695, Springer Verlag*, pages 222–236, 1999.

[13] F. Berto. *How to Sell a Contradiction: The Logic and Metaphysics of Inconsistency.* College Publications, 2007.

[14] L. E. Bertossi, A. Hunter, and T. Schaub. Introduction to inconsistency tolerance. In *Inconsistency Tolerance [result from a Dagstuhl seminar]*, pages 1–14, 2005.

[15] J.-Y. Béziau, W. Carnielli, and D. Gabbay, editors. *Handbook of Paraconsistency*, volume 9 of *Logic and cognitive systems.* College Publications, 2007.

[16] F. Bobillo, M. Delgado, J. Gómez-Romero, and U. Straccia. Fuzzy description logics under Gödel semantics. *Int. J. Approx. Reasoning*, 50(3):494–514, 2009.

[17] R. Booth. A negotiation-style framework for non-prioritised revision. In *Proceedings of the 8th Conference on Theoretical Aspects of Rationality and Knowledge*, TARK '01, pages 137–150, 2001.

[18] R. Booth. Social contraction and belief negotiation. *Inf. Fusion*, 7:19–34, 2006.

[19] Bouraoui. *Inconsistency and uncertainty handling in lightweight description logics.* PhD thesis, 2015.

[20] G. Brewka. A rank based description language for qualitative preferences. In *ECAI*, pages 303–307, 2004.

[21] J. W. Carl Hewitt. *Inconsistency Robustness*. 2015.

[22] W. A. Carnielli, M. Coniglio, and I. M. L. Dottaviano. *Paraconsistency - The Logical Way to Inconsistency*. CRC Press, 2002.

[23] M. Ćirić, J. Ignjatović, N. Damljanović, and M. Bašic. Bisimulations for fuzzy automata. *Fuzzy Sets and Systems*, 186(1):100–139, 2012.

[24] W. W. Cohen and H. Hirsh. Learning the classic description logic: Theoretical and experimental esults. In *Proceedings of the 4th International Conference on Principles of Knowledge Representation and Reasoning (KR'94). Bonn, Germany, May 24-27, 1994.*, pages 121–133, 1994.

[25] N. C. A. da Costa. On the theory of inconsistent formal systems. *Notre Dame Journal of Formal Logic*, 15(4):497–510, 1974.

[26] N. C. A. da Costa and V. S. Subrahmanian. Paraconsistent logics as a formalism for reasoning about inconsistent knowledge bases. *Artificial Intelligence in Medicine*, 1(4):167–174, 1989.

[27] S. de Amo, W. A. Carnielli, and J. Marcos. A logical framework for integrating inconsistent information in multiple databases. In *FoIKS 2002*, volume 2284, pages 67–84. Springer, 2002.

[28] C. A. D. Deagustini, M. V. Martínez, M. A. Falappa, and G. R. Simari. Inconsistency resolution and global conflicts. In *ECAI 2014 - 21st European Conference on Artificial Intelligence, 18-22 August 2014, Prague, Czech Republic - Including Prestigious Applications of Intelligent Systems (PAIS 2014)*, pages 991–992, 2014.

[29] C. A. D. Deagustini, M. V. Martinez, M. A. Falappa, and G. R. Simari. How does incoherence affect inconsistency-tolerant semantics for datalog±? *Ann. Math. Artif. Intell.*, 82(1-3):43–68, 2018.

[30] A. Divroodi. *Bisimulation Equivalence in Description Logics and Its Applications*. PhD thesis, University of Warsaw, 2015.

[31] A. Divroodi, Q.-T. Ha, L. Nguyen, and H. Nguyen. On c-learnability in description logics. In *Proceedings of ICCCI2012(1)*, pages 230–238, 2012.

[32] A. Divroodi, Q.-T. Ha, L. Nguyen, and H. Nguyen. On the possibility of correct concept learning in description logics. *Vietnam J. Computer Science*, 5(1):3–14, 2018.

[33] A. Divroodi and L. Nguyen. On bisimulations for description logics. In *Proceedings of CSP2011*, pages 99–110, 2011.

[34] A. Divroodi and L. Nguyen. On bisimulations for description logics. *Information Sciences*, 295:465–493, 2015.

[35] D. Dubois, J. Lang, and H. Prade. Possibilistic logic. *In Handbook of Logic in Artificial Intelligence and Logic Programming, D. Gabbay et al., eds*, pages 439–513, 1994.

[36] P. M. Dung. On the acceptability of arguments and its fundamental role in nonmonotonic reasoning, logic programming and n-person games. *Artificial Intelligence*, 77:321–357, 1995.

[37] A. El-Roby. *Web Data Integration for Non-Expert Users*. PhD thesis, University of Waterloo, Ontario, Canada, 2018.

[38] P. Eleftheriou, C. Koutras, and C. Nomikos. Notions of bisimulation for Heyting-valued modal languages. *J. Log. Comput.*, 22(2):213–235, 2012.

[39] T.-F. Fan. Fuzzy bisimulation for Gödel modal logic. *IEEE Trans. Fuzzy Systems*, 23(6):2387–2396, 2015.

[40] N. Fanizzi, C. d'Amato, and F. Esposito. DL-FOIL concept learning in description logics. In *Inductive Logic Programming, 18th International Conference, ILP 2008, Prague, Czech Republic, September 10-12, 2008, Proceedings*, pages 107–121, 2008.

[41] M. Fitting. Paraconsistent logic, evidence, and justification. *Studia Logica*, 105(6):1149–1166, 2017.

[42] S. Gao. *Integration, Provenance, and Temporal Queries for Large-Scale Knowledge Bases.* PhD thesis, University of California, Los Angeles, USA, 2016.

[43] Q.-T. Ha, T.-L.-G. Hoang, L. Nguyen, H. Nguyen, A. Szałas, and T.-L. Tran. A bisimulation-based method of concept learning for knowledge bases in description logics. In *Proc. of SoICT'2012*, pages 241–249. ACM, 2012.

[44] P. Hájek. Making fuzzy description logic more general. *Fuzzy Sets and Systems*, 154(1):1–15, 2005.

[45] A. Haret, S. Rümmele, and S. Woltran. Merging in the horn fragment. In *Proceedings of the Twenty-Fourth International Joint Conference on Artificial Intelligence, IJCAI 2015, Buenos Aires, Argentina, July 25-31, 2015*, pages 3041–3047, 2015.

[46] M. Hennessy and R. Milner. On observing nondeterminism and concurrency. In *7th International Conference of Automata, Languages and Programming (ICALP)*, pages 299–309, 1980.

[47] I. Horrocks, O. Kutz, and U. Sattler. The even more irresistible $\mathcal{SROIQ}$. In *Proc. of KR'2006*, pages 57–67. AAAI Press, 2006.

[48] A. Hunter. *Paraconsistent Logics*, pages 11–36. Springer Netherlands, 1998.

[49] B. Jayakumar. *Handling Inconsistency in Knowledge Bases.* PhD thesis, Georgia State University, 2017.

[50] S. Konieczny. Belief base merging as a game. *Journal of Applied Non-Classical Logics*, 14(3):275–294, 2004.

[51] S. Konieczny, J. Lang, and P. Marquis. Da2 merging operators. *Artif. Intell.*, 157:49–79, August 2004.

[52] S. Konieczny and R. P. Pérez. Merging information under constraints: a logical framework. *Journal of Logic and Computation*, 12(5):773–808, 2002.

[53] J. Lehmann and P. Hitzler. Concept learning in description logics using refinement operators. *Machine Learning*, 78(1-2):203–250, 2010.

[54] M. S. Lew, N. Sebe, C. Djeraba, and R. Jain. Content-based multimedia information retrieval: State of the art and challenges. *ACM Trans. Multimedia Comput. Commun. Appl.*, 2(1):1–19, Feb. 2006.

[55] J. Lin. Integration of weighted knowledge bases. *Artif. Intell.*, 83:363–378, June 1996.

[56] T. T. Lương. *Học khái niệm cho các hệ thống thông tin dựa trên logic mô tả.* PhD thesis, Luận án Tiến sỹ, Trường Đại học Khoa học, Đại học Huế, 2015.

[57] Y. Ma and P. Hitzler. Paraconsistent reasoning for OWL 2. In A. Polleres and T. Swift, editors, *Proc. of Web Reasoning and Rule Systems*, volume 5837 of *LNCS*, pages 197–211. Springer, 2009.

[58] Y. Ma, P. Hitzler, and Z. Lin. Paraconsistent reasoning for expressive and tractable description logics. In *Proc. of Description Logics*, 2008.

[59] M. Maleszka and N. T. Nguyen. Integration computing and collective intelligence. *Expert Syst. Appl.*, 42(1):332–340, 2015.

[60] J. Małuszyński and A. Szałas. Computational aspects of paraconsistent query language 4QL. *Journal of Applied Non-classical Logics*, 21(2):211–232, 2011.

[61] J. Maluszyński, A. Szałas, and A. Vitória. Paraconsistent logic programs with four-valued rough sets. In C.-C. Chan, J. Grzymala-Busse, and W. Ziarko, editors, *Proc. of RSCTC'2008*, volume 5306 of *LNAI*, pages 41–51, 2008.

[62] M. V. Martinez. Personalizable knowledge integration. *PhD Thesis, University of Maryland, College Park*, 2011.

[63] J. J. Merelo, F. Liberatore, A. Fernández-Ares, R. H. García-Ortega, and Z. Chelly. The uncertainty quandary: A study in the context of the evolutionary optimization in games and other uncertain environments. *Trans. Computational Collective Intelligence*, 24:40–60, 2016.

[64] M. Minsky. A framework for representing knowledge. *Technical Report (MIT-AI Laboratory Memo 306)*, 1974.

[65] J. Nash. The bargaining problem. *Econometrica*, 18(2):155–162, April 1950.

[66] L. Nguyen. Paraconsistent and approximate semantics for the OWL 2 Web Ontology Language. In *Proc. of RSCTC'2010*, volume 6086 of *LNAI*, pages 710–720. Springer, 2010.

[67] L. Nguyen. Computing bisimulation-based comparisons. *Fundam. Inform.*, 157(4):385–401, 2018.

[68] L. Nguyen and A. Szałas. Paraconsistent reasoning for semantic web agents. *T. Computational Collective Intelligence*, 6:36–55, 2012.

[69] L. Nguyen and A. Szałas. Three-valued paraconsistent reasoning for Semantic Web agents. In P. J. et al., editor, *Proc. of KES-AMSTA 2010, Part I*, volume 6070 of *LNAI*, pages 152–162. Springer, 2010.

[70] L. Nguyen and A. Szałas. Logic-based roughification. In A. Skowron and Z. Suraj, editors, *Rough Sets and Intelligent Systems (To the Memory of Professor Zdzisław Pawlak), Vol. 1*, pages 529–556. Springer, 2012.

[71] N. T. Nguyen. *Advanced Methods for Inconsistent Knowledge Management*. Advanced Information and Knowledge Processing. Springer, 2008.

[72] V. D. Nguyen and N. T. Nguyen. An influence analysis of diversity and collective cardinality on collective performance. *Inf. Sci.*, 430:487–503, 2018.

[73] R. Olfati-Saber, J. A. Fax, and R. M. Murray. Consensus and cooperation in networked multi-agent systems. *Proceedings of the IEEE*, 95(1):215–233, 2007.

[74] G. Priest. The logic of paradox. *J. Philosophical Logic*, 8(1):219–241, 1979.

[75] G. Qi, W. Liu, and D. A. Bell. Merging stratified knowledge bases under constraints. In *AAAI*, pages 281–286. AAAI Press, 2006.

[76] M. R. Quillian. Semantic memory. In M. L. Minsky, editor, *Semantic Information Processing*, pages 227–270. MIT, 1968.

[77] G. R. Ralph M. Stair, editor. *Principles of Information Systems (13th edition)*. Course Technology, 2018.

[78] D. Ratcliffe. *OWL-Miner Concept Induction in OWL Knowledge Bases*. PhD thesis, The Australian National University, 2018.

[79] P. Z. Revesz. On the semantics of arbitration. *International Journal of Algebra and Computation*, 7:133–160, 1995.

[80] S. Rudolph. Foundations of description logics. In *Reasoning Web. Semantic Technologies for the Web of Data - 7th International Summer School 2011, Galway, Ireland, August 23-27, 2011, Tutorial Lectures*, pages 76–136, 2011.

[81] D. Sangiorgi. Chapter 1. origins of bisimulation and coinduction. In J. R. Davide Sangiorgi, editor, *Advanced Topics in bisimulation and Coinduction*, pages 1–37. Cambridge University Press, 2012.

[82] D. Sangiorgi and R. (Eds.). *Advanced Topics in Bisimulation and Coinduction*. Cambridge Tracts in Theoretical Computer Science. Cambridge University Press, 2011.

[83] D. F. Savo. *Dealing with Inconsistencies and Updates in Description Logic Knowledge Bases*. PhD thesis, Sapienza University of Rome, 2013.

[84] L. K. Spendier. *Tools for the Investigation of Substructural, Intermediate and Paraconsistent Logics*. PhD thesis, Technische Universität Wien, 2015.

[85] M. Sridharan and M. Gelfond. Using knowledge representation and reasoning tools in the design of robots. In *Proceedings of the Workshop on Knowledge-based Techniques for Problem Solving and Reasoning co-located with 25th International Joint Conference on Artificial Intelligence (IJCAI 2016), New York City, USA, July 10, 2016.*, 2016.

[86] C. Stirling. Chapter 4. bisimulation and logic. In J. R. Davide Sangiorgi, editor, *Advanced Topics in bisimulation and Coinduction*, pages 173–196. Cambridge University Press, 2012.

[87] U. Straccia. A sequent calculus for reasoning in fourvalued description logics. In *TABLEAUX97*, pages 343–357. Springer, 1997.

[88] T. H. Tran, N. T. Nguyen, and Q. B. Vo. Axiomatic characterization of belief merging by negotiation. *Multimedia Tools and Applications*, 65:133–159, 2013.

[89] T.-L. Tran, Q.-T. Ha, T.-L.-G. Hoang, L. Nguyen, and H. Nguyen. Bisimulation-based concept learning in description logics. *Fundam. Inform.*, 133(2-3):287–303, 2014.

[90] T.-L. Tran, Q.-T. Ha, T.-L.-G. Hoang, L. Nguyen, H. Nguyen, and A. Szalas. Concept learning for description logic-based information systems. In *Proc of KSE 2012*, pages 65–73. Springer, 2012.

[91] T.-L. Tran, L. Nguyen, and T.-L.-G. Hoang. Bisimulation-based concept learning for information systems in description logics. *Vietnam J. Computer Science*, 2(3):149–167, 2015.

[92] N. V. Trung. *Một số phương pháp xử lý tri thức không nhất quán trong ontology*. PhD thesis, Luận án Tiến sỹ, Trường Đại học Khoa học, Đại học Huế, 2018.

[93] A. Vitória, J. Maluszyński, and A. Szałas. Modeling and reasoning in paraconsistent rough sets. *Fundamenta Informaticae*, 97(4):405–438, 2009.

[94] Y. M. X. Zhang, G. Qi and Z. Lin. Quasi-classical semantics for expressive description logics. In *Proc of Description Logics*. Springer, 2009.

[95] I. A. Zadeh. Fuzzy sets. *Information and Control*, pages 338–353, 1965.

[96] D. Zhang. A logic-based axiomatic model of bargaining. *Artif. Intell.*, 174:1307–1322, November 2010.

[97] C. Zins. Conceptual approaches for defining data, information, and knowledge. *JASIST*, 58(4):479–493, 2007.