|  |
| --- |
| ĐẠI HỌC QUỐC GIA HÀ NỘI  **TRƯỜNG ĐẠI HỌC CÔNG NGHỆ**  **LÊ VĂN HÙNG**  **PHƯƠNG PHÁP CHUYỂN ĐỔI QUA LẠI GIỮA CÁC ĐẶC TẢ HÌNH THỨC CHO CÁC HỆ CHUYỂN TRẠNG THÁI**  Ngành: Công nghệ thông tin  Chuyên ngành: Công nghệ phần mềm  Mã Số: 60 48 10  LUẬN VĂN THẠC SĨ  **NGƯỜI HƯỚNG DẪN KHOA HỌC: PGS.TS. PHẠM NGỌC HÙNG**  Hà nội – 2016 |

# MỤC LỤC

# 

# LỜI CẢM ƠN

Trước tiên tôi xin gửi lời cảm ơn chân thành và sâu sắc đến PGS.TS. Phạm Ngọc Hùng – thầy giáo, người đã tận tình hướng dẫn, khuyến khích, chỉ bảo và tạo cho tôi những điều kiện tốt nhất từ khi bắt đầu nghiên cứu đề tài đến khi hoàn thành luận văn này.

Tôi xin chân thành cảm ơn các thầy cô giáo khoa Công nghệ thông tin, trường Đại học Công nghệ, Đại học Quốc Gia Hà Nội đã tận tình đào tạo, cung cấp cho tôi những kiến thức vô cùng quý giá, đã tạo điều kiện tốt nhất cho tôi trong suốt quá trình học tập, nghiên cứu tại trường.

Tôi xin trân trọng cảm ơn đề tài mã số QG.12.50 đã tạo điều kiện cho tôi nghiên cứu trong suốt quá trình thực hiện luận văn này.

Đồng thời tôi xin chân thành cảm ơn những người thân trong gia đình cùng toàn thể bạn bè đã luôn giúp đỡ, động viên tôi trong những lúc gặp phải khó khăn trong việc học tập và nghiên cứu.

# LỜI CAM ĐOAN

Tôi xin cam đoan rằng luận văn thạc sĩ công nghệ thông tin “Phương pháp chuyển đổi qua lại giữa các đặc tả hình thức cho các hệ chuyển trạng thái” là công trình nghiên cứu của riêng tôi, không sao chép lại của người khác. Trong toàn bộ nội dung của luận văn, những điều đã được trình bày hoặc là của chính cá nhân tôi hoặc là được tổng hợp từ nhiều nguồn tài liệu. Tất cả các nguồn tài liệu tham khảo đều có xuất xứ rõ ràng và hợp pháp.

Tôi xin hoàn toàn chịu trách nhiệm và chịu mọi hình thức kỷ luật theo quy định cho lời cam đoan này.

Hà Nội, ngày 26 tháng 09 năm 2016

Lê Văn Hùng

# DANH MỤC THUẬT NGỮ VIẾT TẮT

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| **STT** | **Từ viết tắt** | **Từ đầy đủ** | **Ý nghĩa** |
| 1 | LTS | Labeled Transition System. | Hệ thống chuyển trạng thái được gán nhãn. |
| 2 | DFA | Deterministic Finite Automata | Ôtômát hữu hạn đơn định. |

# DANH MỤC HÌNH VẼ

[Hình 2.1: Một hệ chuyển trạng thái được gán nhãn 9](#_Toc463625291)

[Hình 2.2: Minh họa vết của LTS. 11](#_Toc463625292)

[Hình 2.3: Ví dụ về một LTS không đơn định 11](#_Toc463625293)

[Hình 2.4: LTS M1 13](#_Toc463625294)

[Hình 2.5: LTS M2 13](#_Toc463625295)

[Hình 2.6: LTS M1||M2 sau khi ghép nối theo định nghĩa 2.7 14](#_Toc463625296)

[Hình 2.7: LTS M1||M2 sau khi loại bỏ các trạng thái thừa 14](#_Toc463625297)

# DANH MỤC BẢNG

# Chương 1: Giới thiệu

Các hệ thống phần mềm đang trở nên ngày càng phức tạp và cung cấp nhiều chức năng hơn. Để có thể sản xuất hệ thống như vậy với chi phí hiệu quả, các nhà cung cấp thường xuyên sử dụng công nghệ dựa trên thành phần thay vì phát triển tất cả các bộ phận của hệ thống ngay từ đầu. Lí do ban đầu khi lựa chọn việc sử dụng các thành phần ngoài mục đích giảm chi phí phát triển thì lí do quan trọng nữa đó là để giảm bớt thời gian đưa sản phẩn ra thị trường. Các thành phần có thể được tái sử dụng hoặc được mua từ bên thứ ba hoặc cũng có thể là sử dụng mã nguồn mở. Với những thành phần được mua từ bên thứ ba hoặc sử dụng mã nguồn mở thì vấn đề được đặt ra là cần kiểm chứng các thành phần này. Để kiểm chứng các thành phần đó, hiện nay chúng ta có một số phương pháp như kiểm chứng mô hình

# Chương 2: Kiến thức cơ sở

## **2.1. Dạng đặc tả sử dụng hệ chuyển trạng thái được gắn nhãn**

***Định nghĩa 2.1***: Hệ chuyển trạng thái được gắn nhãn (Labelled Transition System - LTS [2])

Một LTS là một bộ có thứ tự gồm 4 thành phần: M = (Q, , δ, q0), trong đó:

* Q = {q0, q1, ..., qn} là tập các trạng thái,
* = {ω0, ω1, ..., ωn} là tập các sự kiện,
* δ ⊆ Q x Σ x Q là hàm chuyển trạng thái, và
* q0 ⊆ Q là trạng thái khởi đầu.

Ta kí hiệu qi qj nếu và chỉ nếu có một sự kiện ωi chuyển hệ thống từ trạng thái qi sang trạng thái qj , khi đó (qi , ωi , qj ) ∈ δ. Điều này có nghĩa khi một hệ thống đang ở trạng thái qi, nếu có một sự kiện ωi xảy ra thì hệ thống sẽ chuyển sang trạng thái qj. Tương tự, khi hệ thống đang ở trạng thái qj nếu có một hành động ωk xảy ra thì hệ thống sẽ chuyển sang trạng thái qk. Như vậy, chuỗi hai hành động qi qj, qj qk có thể chuyển hệ thống từ trạng thái qi sang trạng thái qk. Khi đó, ta có thể kí hiệu qi qj.

**Ví dụ 2.1:** Ví dụ về một hệ thống chuyển trạng thái được gắn nhãn.

Trên hình 2.1 là một ví dụ về một LTS M = (Q, , δ, q0), trong đó:

* Q = {q0, q1, q2, q3},
* = {openWindow, start, stop, closeWindow},
* δ = {(q0, openWindow, q1), (q1, start, q2), (q2, stop, q3), (q­3, closeWindow, q0)}, và
* q0 là trạng thái khởi đầu.



Hình 2.1: Một hệ chuyển trạng thái được gán nhãn

***Định nghĩa 2.2*:** Kích thước của một tập hợp [2].

Kích thước của một tập hợp Q = {q0, q1, ..., qn} là số phần tử của tập hợp Q, kí hiệu là |Q|.

**Ví dụ 2.2:** Với LTS được cho bởi hình 2.1, tập các trạng thái Q = {q0, q1, q2, q3} nên |Q| = 4.

***Định nghĩa 2.3***: Kích thước của một LTS [3].

Kích thước của một LTS M = (Q, , δ, q0) là số trạng thái của M, kí hiệu là |M|, trong đó |M| = |Q|.

**Ví dụ 2.3:** Với LTS được cho bởi hình 2.1, kích thước của LTS đó là |M| = |Q| = 4.

***Định nghĩa 2.4*:** Vết của LTS.

Vết của một LTS M = (Q, , δ, q0) là một chuỗi hữu hạn các sự kiện có dạng σ = ω0ω1…ωn với ωk ∈ Σ và 0 ≤ k ≤ n sao cho ∃qi ∈ Q để q0 qi . Như vậy, vết của LTS M là một chuỗi các sự kiện có thể quan sát được mà M có thể thực hiện được từ trạng thái khởi đầu q0.

**Ví dụ 2.4:** Vết của LTS.

Hình 2.2 minh họa một LTS M = 〈Q, , δ, q0〉, trong đó:

* Q = {q0, q1, q2, q3},
* = {openWindow, start, stop, closeWindow},
* δ = {(q0, openWindow, q1), (q1, start, q2), (q2, stop, q2), (q3, closeWindow, q0)}, và
* q0 là trạng thái khởi đầu.

Ta thấy, chuỗi các hành động *openWindow start stop* là một vết của M, bởi vì tại trạng thái khởi đầu là q0, khi sự kiện *openWindow* xảy ra, hệ thống chuyển sang trạng thái q1, tiếp tục xảy ra sự kiện *start* hệ thống chuyển sang trạng thái q2, khi xảy ra sự kiện *stop* hệ thống chuyển sang trạng thái q3. Chuỗi các hành động *openWindow start stop* chuyển hệ thông từ trạng thái khởi đầu q0 sang trạng thái q3 ∈ Q nên chuỗi các hành động *openWindow start stop* là một vết của LTS. Tương tự, chuỗi các hành động *openWindow*, *openWindow start, openWindow start stop closeWindow*, *openWindow start stop closeWindow openWindow*, ... đều là vết của M.



Hình 2.2: Minh họa vết của LTS.

***Định nghĩa 2.5*:** Ngôn ngữ của LTS.

Ngôn ngữ của LTS M kí hiệu là L(M) được định nghĩa như sau:

L(M) = {α | α là một vết của M}

**Ví dụ 2.5**: Ví dụ về ngôn ngữ của LTS.

Với LTS M như ở hình 2.2, ngôn ngữ của M là:

L(M) = {openWindow, onpenWindow start, openWindow start stop, ...}

***Định nghĩa 2.6***: LTS đơn định và không đơn định [2].

Một LTS M = (Q, αM, δ, q0) là không đơn định nếu nó chứa một chuyển dịch τ hoặc nếu ∃(q, a, q’) và (q, a, q”) ∈ δ sao cho q’≠ q”. Trái lại, M là một LTS đơn định.

**Ví dụ 2.6:** Ví dụ về LTS đơn định và LTS không đơn định



Hình 2.3: Ví dụ về một LTS không đơn định

Trên hình 2.3, LTS là một LTS M = 〈Q, , δ, q0〉, trong đó:

* Q = {q0, q1, q2, q3},
* = {openWindow, start, stop, closeWindow},
* δ = {(q0, openWindow, q1), (q1, start, q2), (q1, start, q3), (q2, stop, q3), (q3, closeWindow, q0)}, và
* q0 là trạng thái khởi đầu.

Chúng ta có thể thấy rằng khi hệ thống đang ở trạng thái q1, sự kiện *start* xảy ra hệ thống có thể chuyển sang trạng thái q2 hoặc q3, vì vậy tồn tại 2 chuyển trạng thái (q1, start, q2), (q1, start, q3) mà q2 ≠ q3 vì vậy theo định nghĩa 2.6, LTS M trên hình 2.3 là một LTS không đơn định.

LTS trên hình 2.1 là một LTS M = 〈Q, , δ, q0〉, trong đó:

* Q = {q0, q1, q2, q3},
* = {openWindow, start, stop, closeWindow},
* δ = {(q0, openWindow, q1), (q1, start, q2), (q2, stop, q2), (q3, closeWindow, q0)}, và
* q0 là trạng thái khởi đầu.

Ta thấy không tồn tại bất kì 2 chuyển trạng thái (q, a, q’) và (q, a, q”) ∈ δ mà q’≠ q”, vì vậy theo định nghĩa 2.6. LTS M đã cho trên hình 2.1 là một LTS đơn định.

**Chú ý**: Với Σ Act ta ký hiệu ↑Σ là một dẫn xuất thu được bằng cách loại bỏ khỏi tất cả các hành động ω mà ω Σ. Tập tất cả các vết của M được gọi là ngôn ngữ của M, ký hiệu L(M). Một vết = ω1ω2.. ωn là một vết hữu hạn trên LTS M. Ta ký hiệu LTS Mσ = (Q, , , q0) với Q = {q0, q1,.., qn} và = {(qi-1, ωi, qi)} với i=1,..,n. Ta nói rằng một hành động ω được chấp nhận từ một trạng thái q Q nếu tồn tại q’Q sao cho (q, ω, q’) . Tương tự vậy, ta nói rằng một vết ω1ω2... ωn được chấp nhận từ trạng thái qi Q nếu tồn tại một dãy các trạng thái qi, qi+1, …, qi+n với qi = q0 sao cho i= thì (qi-1, ai, qi) .

***Định nghĩa 2.7*:** Ghép nối song song [2].

Phép ghép nối song song được kí hiệu là || là một phép toán nối hai thành phần phần mềm bằng cách đồng bộ các hành vi chung trên bảng chữ cái và đan xen các hành động còn lại.

Giả sử có hai LTS là M1 = (Q1, αM1, δ1, q01) và M2= (Q2, αM2, δ2, q02), ghép nối song song giữa M1 và M2, ký hiệu M1||M2 được định nghĩa như sau:

Nếu M1 = Π hoặc M2 = Π thì M1||M2 = Π. Ngược lại, M1||M2 = (Q, αM, δ, q0), trong đó:

Q= Q1×Q2, αM= αM1∪ αM2, q0 = (q01, q02) và hàm δ được xác định như sau:

* Với ∀(q1, a, q2) ∈ δ1 và (q1’, a, q2’) ∈ δ2 thì ((q1, q1’), a, (q2, q2’)) ∈ δ.
* Với (q1, a, q2) ∈ δ1, a ∉ αM2 thì ∀q’ ∈ Q2 ta có ((q1, q’), a, (q2, q’)) ∈ δ.
* Với (q1’, a, q2’) ∈ δ2, a ∉ αM1 thì ∀q ∈ Q1 ta có ((q, q1’), a, (q, q2’)) ∈ δ.

**Ví dụ 2.7**. Ví dụ về phép ghép nối song song

Cho LTS M1 như trên hình 2.4, M1 = 〈Q1, , δ1, q0〉, trong đó:

* Q1 = {q0, q1, q2, q3},
* = {openWindow, start, stop, closeWindow},
* δ1 = {(q0, openWindow, q1), (q1, start, q2), (q2, stop, q2), (q3, closeWindow, q0)}, và
* q0 là trạng thái khởi đầu.



Hình 2.4: LTS M1



Hình 2.5: LTS M2

Cho LTS M2 như trên hình 2.5, M2 = 〈Q2, , δ2, a〉, trong đó:

* Q2 = {a, b, c},
* = {start, send, stop},
* δ2 = {(a, start, b), (b, send, c), (c, stop, a)}, và
* a là trạng thái khởi đầu.

Bây giờ ta tiến hành ghép nối M1­ và M2 dựa theo định nghĩa 2.7. Sau khi ghép nối, chúng ta tiến hành loại bỏ tất cả các trạng thái không đến được từ trạng thái khởi tạo (q0,a) và tất cả các hành động đưa hệ thống về trạng thái đó ta sẽ thu được một hệ thống chuyển trạng thái ghép nối song song được gán nhãn M1||M2 như trên hình 2.6. Với M1||M2 = 〈Q, αM, δ, q0〉, trong đó:

* Q = {(q0, a), (q0, b), (q0, c), (q1, a), (q1, b), (q1, c), (q2, a), (q2, b), (q2, c), (q3, a), (q3, b), (q3, c)},
* = {openWindow, closeWindow, start, send, stop},
* δ = {(a, start, b), (b, send, c), (c, stop, a)}, và
* a là trạng thái khởi đầu.



Hình 2.6: LTS M1||M2 sau khi ghép nôi

***Định nghĩa 2.8***: Hệ chuyển trạng thái được gán nhãn an toàn [2].

LTS an toàn là một LTS không chứa bất kỳ một trạng thái lỗi π nào.

***Định nghĩa 2.7***: Thuộc tính an toàn [2].

Thuộc tính an toàn là thuộc tính đảm bảo không có lỗi xảy ra trong quá trình thực hiện của hệ thống. Một thuộc tính an toàn *p* được biểu diễn dưới dạng một hệ chuyển trạng thái được gán nhãn an toàn *p* = (Qp, αp, δp, q0). Ngôn ngữ của nó L(*p*) là tập tất cả các hành vi được đoán nhận trên αp.

***Định nghĩa 2.8***: Hệ chuyển trạng thái được gán nhãn lỗi [2].

Hệ chuyển trạng thái được gán nhãn lỗi của một thuộc tính *p* = (Q, αp, δ, q0) được kí hiệu là perr = (Q {π}, αperr, δ’, q0), trong đó:

αperr = αp, δ’ = δ {(q, a, π) **|** a αp và q’ Q sao cho (q, a, q’) δ}.

**Ví dụ 2.8**: Ví dụ về một thuộc tính an toàn và một thuộc tính lỗi

Hình 2.8 biểu diễn một thuộc tính an toàn và một thuộc tính lỗi. Thuộc tính lỗi này là kết quả của việc chuyển từ một thuộc tính an toàn.



Hình 2.7: Minh họa một thuộc tính an toàn p và một thuộc tính lỗi tương ứng perr

***Định nghĩa 2.9***: Tính thỏa mãn một thuộc tính của LTS [2]

Một LTS M được gọi là thỏa mãn thuộc tính *p*, kí hiệu M╞ *p* khi và chỉ khi ∀σ ∈ L(M) sao cho: (σ↑αp) ∈ L(p).

Để kiểm tra một LTS M có thỏa mãn thuộc tính p hay không, ta thực hiện các bước như sau. Đầu tiên, chuyển thuộc tính p sang thuộc tính lỗi perr. Sau đó, tiến hành ghép nối M và perr. LTS sau khi ghép nối sẽ là M||perr. Nếu LTS này tồn tại một dẫn xuất nào đó có thể tới được trạng thái π thì ta kết luận LTS M không thỏa mãn thuộc tính p. Ngược lại, LTS M thỏa mã thuộc tính p.

**Ví dụ 2.9:** Ví dụ về tính thỏa mãn một thuộc tính của LTS.

Ta thử kiểm tra tính thoản mãn của LTS ghép nối M1||M2 trong ví dụ 2.7 (hình 2.7) đối với thuộc tính p trong ví dụ 2.8 (hình 2.8). Áp dụng đúng theo định nghĩa, ta tiến hành chuyển p sang perr và tiến hành ghép nối M1||M2||perr ta được LTS như trên hình 2.9. Các trạng thái được ghép với trạng thái π đều được gọi chung là trạng thái π. Kết quả ghép nối trên hình 2.9, chúng ta thấy không tồn tại một dẫn xuất đến được trạng thái π, vì thế ta có thể kết luận M1||M2╞ *p*



Hình 2.8: Mô hình ghép nối M1||Mq||perr

## **2.2. Dạng đặc tả sử dụng hàm logic (Bool)**

***Định nghĩa 2.10***: Hàm logic [3].

B = {T, F} là miền giá trị logic. Với X là tập hợp các biến logic, một hàm logic θ(X) được định nghĩa θ(X): B|X| → B.

**Ví dụ 2.10:** Ví dụ về hàm logic.

Với X là tập hợp gồm 3 phần tử, X = {x, y, z} trong đó x, y, z ∈ B. Hàm logic θ(x, y, z) = x ∧ y ∨ z chính là một ánh xạ θ(X): B3 → B.

***Định nghĩa 2.11*:** Phép gán [3].

Với X là tập hợp các biến logic, phép gán υ được đinh nghĩa υ: X → B.

**Ví dụ 2.11:** Với X là tập hợp gồm 3 phần tử, X = {x, y, z} trong đó x, y, z ∈ B, υ1(x) = T, υ2(x) = F, υ1(y) = T, υ2(y) = F, υ1(z) = T và υ2(z) = F, ... là các phép gán trên tập X.

***Định nghĩa 2.12:*** Phép gán hàm [2].

Với Φ(X) là hàm một logic trên tập X, υ là một phép gán trên tập X, phép gán hàm kí hiệu Φ[υ] là kết quả thu được khi thay các phần tử x ∈ X bởi υ(x). Với X và X’ là các tập biến logic, trong đó X’ = {x’ | x ∈ X }, ψ(X, X’) là hàm logic trên hai tập X và X’, với υ(x) và υ’(x’) lần lượt là các phép gán trên tập X và X’, kí hiệu ψ[υ, υ’] là kết quả thu được khi thay một cách tương ứng các phần tử x ∈ X bởi v(x) và x’ ∈ X’ bởi υ’(x’).

**Ví dụ 2.12**: Với X = {x}, X’ = {x’} là các tập hợp biến logic, Φ(x) = là một hàm logic trên tập X. Nếu υ(x) = T thì Φ[υ] = F và nếu υ(x) = F thì Φ[υ] = T. Với ψ(x, x’) = x ∨ x’ là một hàm logic trên tập X và X’, nếu υ(x) = T, υ’(x’) = F thì ψ[υ, υ’] = T ∨ F = T.

Một cách tổng quát, với n tập các biến logic X, X1, X2, ..., Xn trong đó Xi = {xi | x ∈ X}, ψ(X, X1, X2, ..., Xn) là hàm logic tương ứng trên các tập biến logic X, X1, X2, ..., Xn, ta kí hiệu ψ[υ1, υ2, ..., υn] là kết quả thu được khi thay một cách tương ứng các phần tử x1 ∈ X1 bởi υ1(x1), x2 ∈ X2 bởi υ2(x2), ... và xn ∈ Xn bởi υn(xn).

***Định nghĩa 2.13***: Dạng đặc tả sử dụng hàm logic.

Dạng đặc tả sử dụng hàm logic là một bộ có thứ tự gồm 4 phần tử:

N = <X, E, τ(X,E, X’), ι(X)> , trong đó:

* X là tập các biến logic dùng để biểu diễn các trạng thái của hệ thống. X = {x0, x1, ..., xn},
* E là tập các biến logic dùng để biểu diễn các hành vi của hệ thống. E = {e0, e1, ..., en},
* τ (X,E, X’) là hàm logic biểu diễn việc chuyển trạng thái của hệ thống, và
* ι(X) là hàm logic dùng để biểu diễn các trạng thái khởi đầu của hệ thống.

**Ví dụ 2.13:** Ví dụ về dạng đặc tả sử dụng hàm logic.

Với dạng đặc tả sử dụng hàm logic N = <X, E, τ (X, E, X’), ι(X)>, trong đó:

* X = {x1, x2}, X’ = {x5, x6},
* E = {x3, x4},
* τ (X, E, X’) = (∧ ∧ ∧ ∧ x5 ∧ ) | (x1 ∧ ∧ x3 ∧ ∧ ∧ ) | ( ∧ x2 ∧ ∧ x4 ∧ ∧ ), và
* ι(X) = ∧ .

***Định nghĩa 2.14:*** Vết của dạng đặc tả sử dụng hàm logic [3]

Với dạng đặc tả sử dụng hàm logic N = <X, E, τ (X,E, X’), ι(X)>, υ là phép gán cho hàm biểu diễn trạng thái trên tập X, γ là phép gán cho hàm biểu diễn sự kiện trên tập E, một chuỗi hữu hạn ξ = γ0 γ1 ...γn được gọi là vết của N khi và chỉ khi tồn tại tập các phép gán υ0, υ1, ..., υn+1, γ0, γ1, ..., γn sao cho ι[υ0] = T và τ[υi , γi, υi+1] = T với 0 ≤ i ≤ n.

**Ví dụ 2.14:** Ví dụ về vết của dạng đặc tả sử dụng hàm logic.

Cho dạng đặc tả sử dụng hàm logic N = <X, E, τ (X, E, X’), ι(X)>, trong đó:

* X = {, }, X’ = {, },
* E = {, },
* τ (X,E, X’) = {(∧)∧(x3∧x4)∧(x5∧x6) | (x1∧x2)∧(x3∧x4)∧(x5∧x6) | (x1 ∧ x2) ∧ (x3 ∧ x4) ∧ (x5 ∧ x6)}, và
* ι(X) = x1 ∧ x2.

Vì ι(X) = x1 ∧ x2, với v0 là phép gán trên tập X sao cho v0 (x1) = F và v0 (x2) = F nên ι[v0 ] = T ∧ T = T. Mặt khác, gọi v1 là phép gán trên tập X sao cho v1 (x5) = T, v1 (x6) = F, γ0 là phép gán trên tập E sao cho γ0 (x3) = F và γ0 (x4) = F. Khi đó, τ [v0 , γ0 , v1] = T nên ξ = γ0 là một vết của N. Mặt khác, với phép gán v1 , γ1 , v2 sao cho v1 (x1) = T, v1 (x2) = F, γ1 (x3) = T, γ1 (x4) = F, v2 (x5) = F, v2 (x6) = T thì τ [v1 , γ1 , v2 ] = T. Do đó ξ = γ0γ1 cũng là một vết của N. Một cách hoàn toàn tương tự chúng ta có thể tìm được các vết tiếp theo của N.

Định nghĩa 2.11: Ngôn ngữ của dạng đặc tả sử dụng hàm logic.

Cho dạng đặc tả sử dụng hàm logic N = <X, E, τ (X,E, X’), ι(X)>, tập hợp tất cả các vết của N được gọi là ngôn ngữ của N và được kí hiệu là L(N). Ta có: L(N) = { ξ | ξ là một vết của N}.

Ví dụ 2.11: Với dạng đặc tả sử dụng hàm logic N cho bởi ví dụ 2.10 thì ngôn ngữ của N là L(N) = {FF, FFTF, FFTFFT, ...}

2.3 Bảng ánh xạ

Bảng ánh xạ (mapping) là một bảng dùng để lưu lại các ánh xạ khi chuyển đổi từ dạng đặc tả sử dụng LTS sang dạng đặc tả sử dụng hàm logic và ngược lại. Gọi Map là kí hiệu của bảng ánh xạ. Với một LTS M = (Q, Σ, δ, q0) trong đó Q = Q1 ∪ Q2 với Q1 là tập các trạng thái đầu vào, Q2 là tập các trạng thái đầu ra và một dạng đặc tả sử dụng hàm logic N = <X, E, τ (X,E, X’), ι(X)>, trong đó X = X1 ∪ X2 với X1 là tập các biến logic dùng để biểu diễn các trang thái đầu vào của hệ thống, X2 là tập các biến logic biểu diễn các trạng thái đầu ra của hệ thống. Ta định nghĩa:

Map =

Q1 X1

Q2 X2

∑ E

δ(q, w, q’) τ (v, γ,v’)

Trong đó:

• Q1 → X1 là một song ánh từ tập các trạng thái đầu vào đến tập tập các biến logic dùng để biểu diễn các trạng thái đầu vào của hệ thống,

• Q2 → X2 là một song ánh từ tập các trạng thái đầu ra đến tập tập các biến logic dùng để biểu diễn các trạng thái đầu ra của hệ thống,

• Σ → E là một song ánh từ tập các sự kiện đến tập các biến logic dùng để biểu diễn các sự kiện, và

• δ(q, w, q’) → τ (v, γ, v’) là một ánh xạ từ hàm chuyển trạng thái đến tập các hàm logic dùng để biểu diễn việc chuyển trạng thái của hệ thống.

Ví dụ 2.12: Ví dụ về bảng ánh xạ.

Cho LTS M = <Q, Σ, δ, q0> như trên hình 2.3, trong đó:

Hình vẽ

Hình 2.3: Ví dụ về một LTS.

• Q = {q0, q1, q2}, Q1 = {q0, q1, q2}, Q2 = {q1, q2, q0},

• Σ = {send, out, ack},

• δ = {(q0, send, q1),(q1, out, q2),(q2, ack, q0)}, và

• q0 là trạng thái khởi đầu.

Và dạng đặc tả sử dụng hàm logic N = <X, E, τ(X, E, X’), ι(X)>. Trong đó:

• X = {x1, x2, x5, x6},

• E = {x3, x4},

• τ(X, E, X’) = {(x1∧x2)∧(x3∧x4)∧(x5∧x6) | (x1∧x2)∧(x3∧x4)∧(x5∧x6) | (x1 ∧ x2) ∧ (x3 ∧ x4) ∧ (x5 ∧ x6)}, và

• ι(X) = x1 ∧ x2.

Khi đó, nếu dạng đặc tả sử dụng LTS M và dạng đặc tả dụng hàm logic N là tương đương. Ta có bảng ánh xạ:

Q1 q0 q1 q2

X1 x1∧x2 x1∧x2 x1∧x2

Bảng 2.1: Thành phần Q1 → X1 trong bảng ánh xạ

Q2 q1 q2 q0

X2 x5∧x6 x5∧x6 x5∧x6

Bảng 2.2: Thành phần Q2 → X2 trong bảng ánh xạ

∑ send out ack

E x3∧x4 x3∧x4 x3∧x4

Bảng 2.3: Thành phần Σ → E trong bảng ánh xạ

δ(q, e, q’) δ(a, send, b) δ(b, out, c) δ(c, ack, a)

τ (v, γ, v’) x0x1 ∧ x2x3 ∧ x4x5 x0x1 ∧ x2x3 ∧ x4x5 x0x1 ∧ x2x3 ∧ x4x5

Bảng 2.4: Thành phần δ(q, e, q’) → τ (v, γ, v’) trong bảng ánh xạ

# Chương 3: Các phương pháp sinh đặc tả

## **3.1. Phương pháp sinh đặc tả sử dụng thuật toán L\* [3]**

Phương pháp sinh mô hình sử dụng thuật toán học L\* được đề xuất bởi Angluin [9] và sau đó được cải tiến bởi Rivest and Schapire [17]. Trong nội dung của luận văn này, thuật toán mà chúng ta đề cập chính là phiên bản L\* đã được cải tiến. Thuật toán L\* học một ngôn ngữ chưa biết và đưa ra một DFA chấp nhận ngôn ngữ đó. Với Σ là tập các chữ cái, U là một ngôn ngữ chưa biết trên Σ, L\* sẽ đưa ra một DFA M sao cho M là DFA đơn định nhỏ nhất và L(M) = U. Để học được ngôn ngữ U, L\* cần tương tác với một Teacher (Minimally Adequate Teacher). Người Teacher này phải trả lời chính xác hai loại câu hỏi. Loại câu hỏi thứ nhất là câu hỏi dạng truy vấn thành viên, nội dung câu hỏi là một chuỗi σ ∈ Σ\* có thuộc U hay không. Câu trả lời của Teacher là True nếu σ ∈ U và False nếu σ ∉ U. Loại câu hỏi thứ hai là một phỏng đoán, một DFA M có ngôn ngữ là L(M), được L\* tin tưởng là giống hệt với U, L\* sẽ hỏi Teacher xem là L(M) có bằng U hay không. Câu trả lời của Teacher sẽ là True nếu L(M) = U, ngược lại Teacher sẽ trả về một phản ví dụ là một chuỗi σ đối xứng giữa L(M) và U. Hình xxx dưới đây mô tả sự tương tác giữa L\* và Teacher.

True/False

L\*

Chuỗi σ ∈ Σ\* ?

DFA C1, L(C1) = U?

False + Phản ví dụ/True

DFA đơn định nhỏ nhất

Hình xxx: Mô hình sự tương tác giữa L\* và Teacher

Đi một cách chi tiết vào thuật toán, L\* sẽ cải tiến bảng T, trong đó T là một bảng để ghi lại xem chuỗi s trong Σ\* có thuộc U hay không. Để làm điều này, L\* sẽ sử dụng dạng câu hỏi thứ nhất (truy vấn thành viên) đối với Teacher.

3.2. Phương pháp sinh đặc tả sử dụng hàm logic

# Chương 4: Phương pháp chuyển đổi

3.1 Thuật toán

Đầu vào (Input): Một LTS.

Đầu ra (Output): Dạng đặc tả sử dụng hàm logic và bảng ánh xạ.

Thuật toán chia làm 4 bước:

• Bước 1: Mã hóa tập các trạng thái đầu vào - Thuật toán 3.1.

• Bước 2: Mã hóa tập các trạng thái đầu ra - Thuật toán 3.1.

• Bước 3: Mã hóa tập các sự kiện - Thuật toán 3.1.

• Bước 4: Mã hóa tập các chuyển trạng thái - Thuật toán 3.2.

3.1.1 Thuật toán mã hóa một tập hợp

Tập các trạng thái đầu vào, tập các trạng thái đầu ra hay tập các sự kiện gọi chung là một tập hợp. Vì các bước tiến hành mã hóa một tập hợp là giống nhau nên luận văn chỉ trình bày một thuật toán chung. Khi tiến hành mã hóa thì tùy từng mục đích mã hóa tập đầu vào sẽ thay đổi. Cụ thể, nếu chúng ta tiến hành mã hóa tập các trạng thái đầu vào Q1 thì đầu vào cho thuật toán mã hóa sẽ là tập các trạng thái đầu vào Q1 , hoặc nếu chúng ta tiến hành mã hõa tập các trạng thái đầu ra Q2 thì đầu vào cho thuật toán mã hóa sẽ là tập các trạng thái đầu ra Q2 và nếu chúng ta tiến hành mã hóa tập các sự kiện Σ thì đầu vào cho thuật toán mã hóa sẽ là tập các sự kiện Σ.

Thuật toán 3.1: Thuật toán mã hóa một tập hợp

Đầu vào: Một tập hợp A (A là tập các trạng thái đầu vào hoặc A là tập các trạng thái đầu ra hoặc A là tập các sự kiện)

Đầu ra : Tập hợp các phần tử của tập hợp A đã được mã hóa và bảng ánh xạ

1 if |A| = 1 then

2 | z = 1

3 else

4 if log2(|A|) là số nguyên then

5 z = log2(|A|)

6 else

7 z = [log2(|A|)] + 1

8 end

9 end

10 for mỗi phần tử ai trong tập A do

11 Lưu ai vào bảng ánh xạ ứng với thành phần A

12 αi = True

13 k = Thứ tự của ai trong A

14 Chuyển k sang số nhị phân với độ dài z bit

15 for mỗi bit trong chuỗi nhị phân biểu diễn k do

16 if bit = 0 then

17 αi = αi ∧ xj

18 else

19 αi = αi ∧ xj

20 end

21 end

22 Lưu αi vào bảng ánh xạ ứng với vị trí của phần tử ai trong thành phần A

23 end

Với A là tập các phần tử cần mã hóa A = {a0, a1, ..., an}. Từ bước (1) - (9), ta sẽ xác định được số biến logic cần dùng để mã hóa tất cả các phần tử của tập hợp A, gọi z là số biến logic cần dùng. Gọi X = {x1, x2, ..., xz} là tập các biến logic dùng để mã hóa các phần tử của A. Mỗi phần tử ai trong A sẽ được biểu diễn dưới dạng x1 ∧ x2 ∧ ... ∧ xz. Xét một phần tử bất kì ai trong tập A, theo bước (13) ta xác định được thứ tự của ai trong tập A là k, theo bước (14) thì k sẽ biểu diễn dưới dạng số nhị phân z bit. Theo bước (15) - (20) chúng ta sẽ mã hóa được phần tử ai . Thêm vào đó, theo bước (22) dạng biểu diễn của phần tử ai sẽ được lưu vào trong bảng ánh xạ. Bởi vì, thứ tự của mỗi phần tử trong ai là duy nhất nên số nhị phân biểu diễn thứ tự của phần tử ai cũng sẽ là duy nhất, vì thế dạng mã của phần tử ai là duy nhất. Một cách tương tự cho các phần tử khác trong A, sau khi vòng lặp ở bước (1) kết thúc chúng ta được dạng mã hóa được tất cả các trạng thái của tập A. Thêm vào đó, sau khi mã hóa, các thông tin về các trạng thái và dạng mã hóa tương ứng của từng trạng thái này đều được lưu vào bảng ánh xạ. Chúng ta sẽ thấy αi = αi n ∧ j=1 xj là một hàm logic biểu diễn phần tử ai và các phần tử xj biểu diễn hàm αi đều thuộc tập X.

Độ phức tạp: Độ phức tạp của thuật toán là O(n), trong đó n là kích thước của tập A cần mã hóa.

3.1.2 Thuật toán mã hóa tập các truyển trạng thái

Thuật toán 3.2: Mã hóa tập các chuyển trạng thái

Đầu vào: Tập hợp các chuyển trạng thái của LTS.

Đầu ra : Hàm chuyển trạng thái τ (X,E, X’)

1 for mỗi chuyển trạng thái được biểu diễn δ(q, w, q’) do

2 Lấy dạng biểu diễn αi của q từ bảng ánh xạ của tập các trạng thái đầu vào

3 Lấy dạng biểu diễn ei của wi từ bảng ánh xạ của tập các sự kiện

4 Lấy dạng biểu diễn αi+1 của q’ từ bảng ánh xạ của tập các trạng thái đầu ra

5 τ = n ∨ i=1 {αi ∧ ei ∧ αi+1}

6 end

7 return τ

Một chuyển trạng thái được biểu diễn là một bộ ba (q, w, q’), nên để mã hóa cho mỗi chuyển trạng thái, chúng ta cần tìm dạng mã hóa cho từng thành phần q, w và q’. Dựa theo thuật toán 3.1, chúng ta đã có được bảng ánh xạ lưu thông tin về các trạng thái và dạng mã hóa tương ứng, thông tin về các sự kiện và dạng mã hóa tương ứng. Xét một chuyển trạng thái (q1, wi , qi+1’) Theo bước (2) qi sẽ tương ứng với xi trong bảng ánh xạ của tập các trạng thái đầu vào. Theo bước (3) sự kiện wi sẽ tương ứng với ei trong bảng ánh xạ của tập các sự kiện. Theo bước (4) trạng thái qi+1 sẽ tương ứng với xi+1 trong bảng ánh xạ của tập các trạng thái đầu ra. Sau bước (5), chuyển trạng thái (qi, wi, qi+1’) sẽ được biểu diễn dưới dạng αi ∧ ei ∧ αi+1.

Độ phức tạp: Độ phức tạp của thuật toán là O(n), trong đó n là kích thước của tập hợp các chuyển trạng thái cần mã hóa.

3.2 Chứng minh

Với thuật toán mã hóa đưa ra ở chương phía trước chúng ta hoàn toàn có thể chuyển đổi một dạng đặc tả sử dụng LTS sang dạng đặc tả sử dụng hàm logic và ngược lại từ dạng đặc tả sử dụng hàm logic kết hợp với bảng ánh xạ để chuyển đổi sang dạng đặc tả sử dụng LTS. Tuy nhiên, hai dạng đặc tả này sau khi chuyển đổi liệu có tương đương với nhau? Để chứng minh ngôn ngữ của dạng đặc tả được biểu diễn bằng LTS tương đương với ngôn ngữ của dạng đặc tả sử dụng hàm logic, chúng ta cần chứng minh 2 mệnh đề:

• Mệnh đề 1: Ngôn ngữ của dạng đặc tả hệ thống biểu diễn bằng LTS sau khi chuyển đổi sang dạng đặc tả biểu diễn bằng hàm logic được đoán nhận bởi dạng đặc tả sử dụng hàm logic. (1)

• Mệnh đề 2: Ngôn ngữ của dạng đặc tả sử dụng hàm logic sau khi chuyển sang dạng đặc tả biểu diễn bằng LTS được đoán nhận bởi LTS.

Chứng minh mệnh đề 1: Với một LTS M = hQ, Σ, δ, q0i, L(M) là ngôn ngữ của của M và một dạng đặc tả sử dụng hàm logic N = hX, E, τ (X,E, X’), ι(X)i, L(N) là ngôn ngữ của N, N được chuyển đổi từ M. Với α = w0w1...wn là vết của LTS M, áp dụng thuật toán 3.1 ta thu được ξ = γ 0γ 1 ...γn, ta cần chứng minh ξ được đoán nhận bởi L(N). Thật vậy, xét q0 là trạng thái khởi đầu của M, áp dụng thuật toán 3.1, chúng ta sẽ mã hóa q0 thành α0. Vì α0 là một hàm logic nên tồn tại một phép gán υ 0 cho hàm α0 trên tập X sao cho ι[υ 0 ] = T. (\*) Mặt khác, gọi δ(qi , wi , qi+1) là một chuyển trạng thái bất kì trong tập các chuyển trạng thái của LTS, áp dụng thuật toán 3.2, δ(qi , wi , qi+1) sẽ được mã hóa thành τ (αi , ei , αi+1). Vì αi , ei , αi+1 là hội của các biến logic nên tồn tại các phép gán υ i cho hàm αi trên tập X, υ i+1 cho hàm αi+1 trên tập X’, γ i là phép gán cho hàm ei trên tập E sao cho υ i = T, υ i+1 = T, γ i = T để τ [υ i , γi , υi+1] = T (\*\*). Từ (\*), (\*\*) và định nghĩa 2.10, ξ = γ 0γ 1 ...γn là một vết của N hay ξ ∈ L(N). Chứng minh mệnh đề 2: Với một LTS M = hQ, Σ, δ, q0i, L(M) là ngôn ngữ của của M và một dạng đặc tả sử dụng hàm logic N = hX, E, τ (X,E, X’), ι(X)i, L(N) là ngôn ngữ của N và N được chuyển đổi từ M. Gọi Map là bảng ánh xạ lưu các ánh xạ khi chuyển đổi từ M sang N. Gọi αi là dạng mã hóa của trạng thái qi . Gọi ξ = γ 0γ 1 ...γn là một vết của N. Trong đó, γ i là phép gán cho hàm e i biểu diễn hành vi thứ i của hệ thống. Theo định nghĩa vết của dạng đặc tả đặc tả sử dụng hàm logic 2.10 vì ξ = γ 0γ 1 ...γn là một vết của N nên tồn tại các phép gán υ 0 , υ 1 , ..., υ n+1 , γ 0 , γ 1 , ..., γ n sao cho ι[υ 0 ] = T và τ [υ i , γi , υi+1] = T với ∀i: 0 ≤ i ≤ n. Vì ι[υ 0 ] = T nên α0[υ 0 ] = T mà α0 lại là dạng mã hóa của trạng thái q0 nên q0 là trạng thái khởi đầu của M. Thêm vào đó, vì τ [υ i , γi , υi+1] = T nên dựa vào bảng ánh xạ Map ta thu được các hàm chuyển trạng thái δ(qi , wi , qi+1) tương ứng. Vì 0 ≤ i ≤ n nên ta có chuỗi các sự kiện σ = w0w1...wi là một vết của M. Với q0 là trạng thái khởi đầu, sau khi sự kiện w0 xảy ra hệ thống chuyển sang trạng thái q1 (do sự tồn tại của chuyển trạng thái δ(q0, w0, q1)), từ trạng thái q1 khi xảy ra sự kiện w1 hệ thống chuyển sang trạng thái q2 (do sự tồn tại của chuyển trạng thái σ(q1, w1, q2)), một cách tương tự với các sự kiện từ w2 đến wi−1, sau khi sự kiện wi−1 xảy ra hệ thống chuyển sang trạng thái qi , khi sự kiện wi xảy ra, do sự tồn tại của chuyển trạng thái σ(qi , wi , qi+1) nên hệ thống chuyển sang trạng thái qi+1. Vì thế, với ∀i: 0 ≤ i ≤ n, tồn tại trạng thái qi ∈ Q sao cho q0 σ→ qi nên theo định nghĩa 2.4, σ = w0w1...wn là một vết của M.

Chương 4 Ví dụ về việc chuyển đổi giữa các dạng đặc tả 4.1 Giới thiệu về hệ thống Hình 4.1: Một hệ thống chuyển trạng thái được gán nhãn. Hình 4.1 là một LTS biểu diễn việc chuyển trạng thái của một tiến trình. Tiến trình là một chương trình đang được thực hiện. Một tiến trình có 5 trạng thái cơ bản: • New là trạng thái khi tiến trình vừa được tạo hay nói cách khác là tiến trình vừa được sinh ra. • Ready là trạng thái tiến trình được đưa vào hệ thống và được cấp phát đầy đủ tài nguyên (trừ CPU) để xử lí. • Blocked là trạng thái mà tiến trình chờ đợi để được cấp phát thêm tài nguyên hoặc để một số sự kiên nào đó xảy ra, hay một quá trình vào/ra 15 kết thúc. Khi sự kiện đang chờ xảy ra thì tiến trình sẽ ở trạng thái Ready. • Running là trạng thái mà tiến trình đang được sở hữu CPU để hoạt động, hay nói cách khác là các chỉ thị của tiến trình đang được thực hiện/ xử lý bởi processor. • Exit là trạng thái mà tiến trình kết thúc việc xử lí. Dưới đây là bảng mô tả việc chuyển đổi giữa các trạng thái trong tiến trình. Trạng thái bắt đầu Trạng thái kết thúc Sự kiện Nguyên nhân - New - Tiến trình đang được tạo New Ready admit Tiến trình được khởi đầu, đưa vào hệ thống và được cấp phát đầy đủ tài nguyên chỉ thiếu CPU Ready Running dispatch Tiến trình được cấp CPU để bắt đầu thực hiện/xử lý. Running Blocked waitEvent Tiến trình đang chờ một sự kiện nào đó xảy ra hay đang chờ một thao vào/ra kết thúc hay tài nguyên mà tiến trình yêu cầu chưa được hệ điều hành đáp ứng. Blocked Ready eventOccurs Sự kiện mà tiến trình chờ đã xảy ra, thao tác vào/ra mà tiến trình đợi đã kết thúc, hay tài nguyên mà tiến trình yêu cầu đã được hệ điều hành đáp ứng. Running Ready timeout Khi tiến trình đang chạy bị chiếm chỗ bởi tiến trình khác có độ ưu tiên cao hơn hoặc tiến trình đang chạy đã sử dụng quá thời gian cho phép Running Exit Release Tiến trình kết thúc Bảng 4.1: Các chuyển trạng thái của tiến trình 4.2 Chuyển đổi dạng đặc tử sử dụng LTS sang dạng đặc tả sử dụng hàm logic Xét LTS M = {Q, Σ, δ, q0} như hình 4.1. Trong đó: • Q = {New, Ready, Running, Exit, Blocked}, Q1 = {New, Ready, Running, Blocked}, Q2 = {Ready, Running, Exit, Blocked}, • Σ = {admit, dispatch, timeout, release, waitEvent, eventOccurs}, • δ = {(New, admit, Ready), (Ready, dispatch, Running), (Running, release, Exit), (Running, timeout, Ready), (Ready, waitEvent, Blocked), (Blocked, eventOccurs, Ready)}, và • New là trạng thái khởi đầu. Chúng ta sẽ mã hóa tập các trạng thái và tập các sự kiện dựa theo thuật toán 3.1. Với đầu vào là tập các trạng thái đầu vào Q1 = {New, Ready, Running, Blocked}, ta có |Q1 | = 4, vì log2(4) là số nguyên nên theo bước (4) và bước (5) tta có z = log2(4) = 2 biến. Theo bước (10) chúng ta tiến hành mã hóa từng trạng trạng thái trong tập Q1 , trạng thái a0 là trạng thái New, theo bước (11), chúng ta sẽ lưu New vào trong bảng ánh xạ ứng với thành phần Q1 7→ X1, theo bước (12), khởi đầu α0 = True, theo bước (13), k là vị trí của trạng thái New trong tập Q1 nên k = 0, theo bước (14), k sẽ được biểu diễn dưới dạng số nhị phân có dộ dài 2 bit (z bit) hay k = 00. Theo bước (15), xét bit thứ 1 của k, giá trị của bit này bằng 0 nên theo bước (17) α0 = α0 ∧ x1, bit tiếp theo là bit thứ 2, giá trị của bit này bằng 0, nên theo bước (17) α0 = α0 ∧ x1 ∧ x2 = x1 ∧ x2. Theo bước (22), chúng ta sẽ lưu α0 vào trong bảng ánh xạ ứng với vị trí của trạng thái New trong thành phần Q1 7→ X1. Một cách hoàn toàn tương tự, chúng ta thu được dạng mã hóa của trạng thái Ready là α1 = x1 ∧ x2, dạng mã hóa của trạng thái Running là α2 = x1 ∧ x2 và dạng mã hóa của trạng thái Blocked là α3 = x1∧x2. Sau khi mã hóa xong tập các trạng thái Q1 ta thu đươc thành phần Q1 7→ X1 của bảng ánh xạ như bảng 4.1. Đồng thời sau khi mã hóa Q1 New Ready Running Blocked X1 x1 ∧ x2 x1 ∧ x2 x1 ∧ x2 x1 ∧ x2 Bảng 4.2: Thành phần Q1 7→ X1 trong bảng ánh xạ xong tập các trạng thái đầu vào Q1 , chúng ta cũng thu được hàm logic dùng để biểu diễn trạng thái khởi đầu của hệ thống (cũng chính là dạng mã hóa của trạng thái q0) là ι(X) = x1 ∧ x1. Một cách hoàn toàn tương tự, áp dụng thuật toán 3.1 với đầu vào là tập các trạng thái đầu ra Q2 = {Ready, Running, Exit, Blocked} và tập các sự kiện Σ = {admit, dispatch, timeout, release, waitEvent, eventOccurs} ta thu các thành phần Q2 7→ X2 và thành phần Σ 7→ E của bảng ánh xạ như sau: Q2 Ready Running Exit Blocked X2 x6 ∧ x7 x6 ∧ x7 x6 ∧ x7 x6 ∧ x7 Bảng 4.3: Thành phần Q2 7→ X2 trong bảng ánh xạ Σ admit dispatch release E x3 ∧ x4 ∧ x5 x3 ∧ x4 ∧ x5 x3 ∧ x4 ∧ x5 Σ timeout waitEvent eventOccurs E x3 ∧ x4 ∧ x5 x3 ∧ x4 ∧ x5 x3 ∧ x4 ∧ x5 Bảng 4.4: Thành phần Σ 7→ E trong bảng ánh xạ Công việc còn lại sẽ là mã hóa tập các chuyển trạng thái. Áp dụng thuật toán 3.2 với đầu vào là tập các chuyển trạng thái δ = {(New, admit, Ready), (Ready, dispatch, Running), (Running, release, Exit), (Running, timeout, Ready), (Ready, waitEvent, Blocked), (Blocked, eventOccurs, Ready)}. Theo bước (1) xét lần lượt từng chuyển trạng trong tập δ, với chuyển trạng thái đầu tiên (New, admit, Ready), theo bước (2), ta lấy được dạng biểu diễn của New từ thành phần Q1 7→ X1 của bảng ánh xạ là x1 ∧x2. Theo bước (3), ta lấy được dạng biểu diễn của sự kiện admit từ thành phần Σ 7→ E của bảng ánh xạ là x3 ∧ x4 ∧ x5. Theo bước (4), ta lấy được dạng biểu diễn của Ready từ thành phần Q2 7→ X2 của bảng ánh xạ là x6∧x7. Theo bước (5), ta thu được dạng mã hóa của chuyển trạng thái (New, admit, Ready) là x1∧x2∧x3∧x4∧x5∧x6∧x7. Áp dụng một cách hoàn toàn tương tự cho các chuyển trạng thái khác trong tập δ, cuối cùng ta thu được τ (X,E, X’) = {x1 ∧x2 ∧x3 ∧x4 ∧x5 ∧x6 ∧x7} | {x1 ∧x2 ∧x3 ∧x4 ∧x5 ∧x6 ∧x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7}. Và thành phần δ(q, e, q’) 7→ τ (υ, γ, υ’) của bảng ánh xạ: δ(q, e, q’) (New, admit, Ready) (Ready, dispatch, Running) τ (υ, γ, υ’) x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7 x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7 δ(q, e, q’) (Running, release, Exit) (Running, timeout, Ready) τ (υ, γ, υ’) x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7 x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7 δ(q, e, q’) (Ready, waitEvent, Blocked) (Blocked, eventOccurs, Ready) τ (υ, γ, υ’) x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7 x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7 Bảng 4.5: Thành phần δ(q, e, q’) 7→ τ (υ, γ, υ’) trong bảng ánh xạ Cuối cùng, kết quả sau khi chuyển đổi chúng ta thu được dạng đặc tả sử dụng hàm logic N = hX, E, τ (X,E, X’), ι(X)i và bảng ánh xạ (Bảng 4.2, 4.3, 4.4 và 4.5). Với N = hX, E, τ (X,E, X’), ι(X)i. Trong đó: • X = {x1, x2}, X’ = {x6, x7}, • E = {x3, x4, x5}, • τ (X,E, X’) = {x1∧x2∧x3∧x4∧x5∧x6∧x7} | {x1∧x2∧x3∧x4∧x5∧x6∧x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7}, và • ι(X) = x1 ∧ x2. 4.3 Chuyển đổi dạng đặc tử sử dụng hàm logic sang dạng đặc tả sử dụng LTS Giả sử chúng ta đã có dạng đặc tả sử dụng hàm logic N và bảng ánh xạ. Với N = hX, E, τ (X,E, X’), ι(X)i. Trong đó: • X = {x1, x2}, X’ = {x6, x7}, • E = {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7}}, và • ι(X) = x1 ∧ x2. Và bảng ánh xạ Map: Q1 New Ready Running Blocked X1 x1 ∧ x2 x1 ∧ x2 x1 ∧ x2 x1 ∧ x2 Bảng 4.6: Thành phần Q1 7→ X1 trong bảng ánh xạ Q2 Ready Running Exit Blocked X2 x6 ∧ x7 x6 ∧ x7 x6 ∧ x7 x6 ∧ x7 Bảng 4.7: Thành phần Q2 7→ X2 trong bảng ánh xạ Σ admit dispatch release E x3 ∧ x4 ∧ x5 x3 ∧ x4 ∧ x5 x3 ∧ x4 ∧ x5 Σ timeout waitEvent eventOccurs E x3 ∧ x4 ∧ x5 x3 ∧ x4 ∧ x5 x3 ∧ x4 ∧ x5 Bảng 4.8: Thành phần Σ 7→ E trong bảng ánh xạ δ(q, e, q’) (New, admit, Ready) (Ready, dispatch, Running) τ (υ, γ, υ’) x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7 x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7 δ(q, e, q’) (Running, release, Exit) (Running, timeout, Ready) τ (υ, γ, υ’) x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7 x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7 δ(q, e, q’) (Ready, waitEvent, Blocked) (Blocked, eventOccurs, Ready) τ (υ, γ, υ’) x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7 x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7 Bảng 4.9: Thành phần δ(q, e, q’) 7→ τ (υ, γ, υ’) trong bảng ánh xạ Nhiệm vụ của chúng ta là tìm ra LTS ban đầu, tức là LTS đã được mã hóa thành dạng đặc tả sử dụng hàm logic N đã cho. Dựa vào thành phần Q1 7→ X1 ta thấy x1 ∧ x2 là dạng mã hóa của trạng thái q0 mà ι(X) = x1 ∧ x2 nên q0 là trạng thái khởi đầu của LTS. (\*) Lại có, dựa vào thành phần Q1 7→ X1, Q2 7→ X2, ta thấy Q1 có 4 trạng thái là Q1 = {New, Ready, Running, Blocked}, Q2 có 4 trạng thái là Q2 = {Ready, Running, Exit, Blocked} mà Q = Q1 ∪ Q2 nên Q = {New, Ready, Running, Exit, Blocked} (\*\*). Thêm vào đó, dựa vào thành phần Σ 7→ E, ta thấy LTS có 6 sự kiện Σ = {admit, dispatch, release, timeout, waitEvent, eventOccurs} (\*\*\*). Mặt khác τ (X,E, X’) = {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7} | {x1 ∧ x2 ∧ x3 ∧ x4 ∧ x5 ∧ x6 ∧ x7}}. Xét lần lượt từng phần tử trong τ (X,E, X’), với τ (υ, γ, υ’) = {x1 ∧x2 ∧x3 ∧x4 ∧x5 ∧x6 ∧x7} (kể cả khi thứ tự các biến mã hóa bị thay đổi). Đối chiếu với thành phần Σ 7→ E của bảng ánh xạ ta thấy đây là dạng biểu diễn của sự kiện admit. Một các hoàn tòan toàn tương tự ta sẽ có các chuyển trạng thái còn lại trong LTS là (Ready, dispatch, Running), (Running, release, Exit), (Running, timeout, Ready), (Running, waitEvent, Blocked) và (Blocked, eventOccurs, Ready). (\*\*\*\*) Từ (\*) (\*\*) (\*\*\*) và (\*\*\*\*) ta được LTS M như hình 4.1. M = hQ, Σ, δ, q0i Trong đó: • Q = {New, Ready, Running, Exit, Blocked}, Q1 = {New, Ready, Running, Blocked}, Q2 = {Ready, Running, Exit, Blocked}, • Σ = {admit, dispatch, timeout, release, waitEvent, eventOccurs}, • δ = {(New, admit, Ready), (Ready, dispatch, Running), (Running, release, Exit), (Running, timeout, Ready), (Ready, waitEvent, Blocked), (Blocked, eventOccurs, Ready)}, và • New là trạng thái khởi đầu.

# Chương 5: Xây dựng công cụ chuyển đổi

# Chương 6: KẾT LUẬN

Fdsaf

# TÀI LIỆU THAM KHẢO

[1] Ivica Crnkovic, Magnus Larsson, “Component-Based Software Engineering – New Paradigm of Software Development”, Department of Computer Engineering, Mälardalen University.

[2] P. N. Hung, N. V. Ha, T. Aoki and T. Katayama, “On Optimization of Minimized Assumption Generation Method for Component-based Software Verification”, IEICE Trans. on Fundamentals, Special Issue on Software Reliability Engineering, Vol. E95-A, No.9, pp. 1451-1460, Sep. 2012.

[3] Yu-Fang Chen, Edmund M. Clarke, Azadeh Farzan, Ming-Hsien Tsai, YihKuen Tsay, and Bow-Yaw Wang, Automated Assume-Guarantee Reasoning through Implicit Learning. Addison-Wesley, Reading, Massachusetts, 1993.

[4] P. N. Hung, “Assume-Guarantee Veriﬁcation of Evolving Component-Based Software”, Japan Advanced Institute of Science and Technology in partial fulﬁllment of the requirements for the degree of Doctor of Philosophy