Математические методы верификации схем и программ

mk.cs.msu.ru → Лекционные курсы
→ Математические методы верификации схем и программ

Блок 29

CTL*
CTL и LTL как фрагменты CTL*
Сравнение выразительности CTL и LTL

Лектор:
Подымов Владислав Васильевич
E-mail:
valdus@yandex.ru

ВМК МГУ, 2024/2025, осенний семестр

Вступление

БНФ для ctl-формул (Φ) и ltl-формул (φ) устроены так:

$$\begin{array}{lcl} \Phi & ::= & \mathbb{t} \mid p \mid (\Phi \,\&\, \Phi) \mid (\neg\Phi) \mid (\mathbf{A}\chi) \mid (\mathbf{E}\chi), \\ \chi & ::= & (\mathbf{X}\Phi) \mid (\Phi\mathbf{U}\Phi) \end{array}$$

$$\varphi \quad ::= \quad \mathbb{t} \mid p \mid (\varphi \,\&\, \varphi) \mid (\neg\varphi) \mid (\mathbf{X}\varphi) \mid (\varphi\mathbf{U}\varphi)$$

В языке CTL использование темпоральных операторов ограничивается так, чтобы каждый оператор (**U**, **X**) обязательно был предварён квантором пути (**A**, **E**)

В LTL можно произвольно комбинировать темпоральные операторы, но использование кванторов пути крайне ограничено:

- В синтаксисе этих кванторов нет
- В задаче проверки моделей неявно предполагается квантор **A** в качестве внешней операции формулы:

  $M \models \varphi \Leftrightarrow$ любое вычисление M удовлетворяет формуле φ

А насколько сильно отличаются выразительные возможности этих двух языков?

CTL*

$$\begin{array}{lcl} \Phi & ::= & \mathbb{t} \mid p \mid (\Phi \,\&\, \Phi) \mid (\neg\Phi) \mid (\mathbf{A}\chi) \mid (\mathbf{E}\chi), \\ \chi & ::= & (\mathbf{X}\Phi) \mid (\Phi\mathbf{U}\Phi) \end{array}$$

$$\varphi \quad ::= \quad \mathbb{t} \mid p \mid (\varphi \,\&\, \varphi) \mid (\neg\varphi) \mid (\mathbf{X}\varphi) \mid (\varphi\mathbf{U}\varphi)$$

Язык CTL* — это расширение языка CTL, в котором в качестве формул пути (χ) разрешены произвольные ltl-формулы

Синтаксис ctl*-формул задаётся следующей БНФ:

$$\begin{array}{lcl} \Phi & ::= & \mathbb{t} \mid p \mid (\Phi \,\&\, \Phi) \mid (\neg\Phi) \mid (\mathbf{A}\varphi) \mid (\mathbf{E}\varphi), \\ \varphi & ::= & \Phi \mid \varphi \,\&\, \varphi \mid \neg\varphi \mid (\mathbf{X}\varphi) \mid (\varphi\mathbf{U}\varphi), \end{array}$$

где Φ — формула состояния (она же ctl*-формула) и φ — формула пути

Для ctl*-формул и их подформул, как и для ctl-формул, определяются два вида выполнимости:

- Выполнимость ctl*-формулы Φ в состоянии s модели Крипке M ($M, s \models \Phi$)
  - Эта часть семантики дословно переносится из языка CTL
- Выполнимость формулы пути φ на бесконечном пути π модели Крипке M ($M, \pi \models \varphi$)

CTL*

Выполнимость формулы пути на бесконечном пути π модели Крипке M в CTL* задаётся *почти так же, как и для LTL*:

- $M, \pi \models \Phi$ для ctl*-формулы $\Phi \quad \Leftrightarrow \quad M, \pi[1] \models \Phi$
- $M, \pi \models \varphi_1 \,\&\, \varphi_1 \quad \Leftrightarrow \quad M, \pi \models \varphi_1$ и $M, \pi \models \varphi_2$
- $M, \pi \models \neg\varphi \quad \Leftrightarrow \quad M, \pi \not\models \varphi$
- $M, \pi \models \mathbf{X}\varphi \quad \Leftrightarrow \quad M, \pi^{\geq 2} \models \varphi$
- $M, \pi \models \varphi_1 \mathbf{U} \varphi_2 \quad \Leftrightarrow$ существует момент времени k, такой что
  - $M, \pi^{\geq k} \models \varphi_2$ и
  - для любого момента времени i, $i < k$, верно $M, \pi^{\geq i} \models \varphi_1$

CTL*-формула φ выполняется на модели M ($M \models \varphi$), если она выполняется в каждом начальном состоянии этой модели

Задача проверки моделей для CTL* (MC-CTL*) формулируется так:

Для заданной конечной модели Крипке M и заданной ctl*-формулы φ проверить справедливость соотношения $M \models \varphi$

CTL и LTL как фрагменты CTL*

Из устройства семантических правил в языке CTL и для ctl-формул как фрагмента языка CTL* немедленно вытекают следующие утверждения

Утверждение. Для любых модели Крипке M, её состояния s и ctl-формулы φ верно:

$$M, s \models \varphi \text{ **в языке CTL** } \quad \Leftrightarrow \quad M, s \models \varphi \text{ **в языке CTL*** }$$

Утверждение. Для любой модели Крипке M и любой ctl-формулы φ верно:

$$M \models \varphi \text{ **в языке CTL** } \quad \Leftrightarrow \quad M \models \varphi \text{ **в языке CTL*** }$$

Таким образом, любая ctl-формула может расцениваться как ctl*-формула частного вида

CTL и LTL как фрагменты CTL*

Из устройства семантических правил в языках LTL и CTL* немедленно вытекают следующие утверждения

Утверждение. **Для любых модели Крипке M и её пути π, трассы τ этого пути и любой ltl-формулы φ верно:**

$$\tau \models \varphi \text{ в языке LTL} \quad \Leftrightarrow \quad M, \pi \models \varphi \text{ в языке CTL*}$$

Утверждение. **Для любых модели крипке M и ltl-формулы φ верно:**

$$M \models \varphi \text{ в языке LTL} \quad \Leftrightarrow \quad M \models \mathbf{A}\varphi \text{ в языке CTL*}$$

Таким образом, любая ltl-формула φ может расцениваться как формула $\mathbf{A}\varphi$ языка CTL* с тем же смыслом

Сравнение выразительности CTL и LTL

Теперь CTL и LTL можно полноценно рассматривать как фрагменты «объемлющего» языка CTL*, а значит, можно сравнивать широту возможностей выражения тех или иных свойств моделей на этих языках

Ctl*-формулы φ и ψ будем называть эквивалентными ($\varphi \sim \psi$), если для любой модели Крипке M и любого состояния s справедлива равносильность

$$M, s \models \varphi \quad \Leftrightarrow \quad M, s \models \psi$$

Для фрагментов $\mathfrak{L}_1$, $\mathfrak{L}_2$ языка CTL* будем говорить, что

- $\mathfrak{L}_1$ не менее выразителен, чем $\mathfrak{L}_2$ ($\mathfrak{L}_2 \preceq \mathfrak{L}_1$), если для любой формулы из $\mathfrak{L}_2$ существует эквивалентная формула из $\mathfrak{L}_1$
- $\mathfrak{L}_1$ и $\mathfrak{L}_2$ эквивалентны ($\mathfrak{L}_1 \sim \mathfrak{L}_2$), если $\mathfrak{L}_1 \preceq \mathfrak{L}_2$ и $\mathfrak{L}_2 \preceq \mathfrak{L}_1$
- $\mathfrak{L}_1$ строго менее выразителен, чем $\mathfrak{L}_2$ ($\mathfrak{L}_1 \prec \mathfrak{L}_2$), если $\mathfrak{L}_1 \preceq \mathfrak{L}_2$ и $\mathfrak{L}_1 \not\sim \mathfrak{L}_2$
- $\mathfrak{L}_1$ и $\mathfrak{L}_2$ несравнимы ($\mathfrak{L}_1 \perp \mathfrak{L}_2$), если $\mathfrak{L}_1 \not\preceq \mathfrak{L}_2$ и $\mathfrak{L}_2 \not\preceq \mathfrak{L}_1$

Сравнение выразительности CTL и LTL

Утверждение. **Не существует ctl-формулы, эквивалентной формуле AFGp, где p — атомарное высказывание**

Утверждение. **Не существует ltl-формулы φ, такой что формула Aφ эквивалентна формуле AGEFp, где p — атомарное высказывание**

Утверждение. **Не существует ни ctl-формулы, ни формулы вида Aφ, где φ — ltl-формула, эквивалентной формуле AFG$p \vee$ AGEFp, где p — атомарное высказывание**

Доказать эти утверждения можете попробовать самостоятельно (и каждое из этих утверждений трудно)

Следствие. **Справедливы следующие соотношения:**

- **CTL $\perp$ LTL**
- **CTL $\cup$ LTL $\prec$ CTL***