

Математические методы верификации схем и программ

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

Блок 21

Логика ветвящегося времени (CTL)

Постановка задачи верификации
моделей Кripке относительно CTL

Лектор:

Подымов Владислав Васильевич

E-mail:

valdus@yandex.ru

Вступление

LTL — это несложно устроенный язык формальной спецификации моделей Кripке

Запись $M \models \varphi$ для модели Кripке M и ltl-формулы φ читается так:
Каждое вычисление модели M удовлетворяет свойству формулы φ

Естественно возникает желание уметь проверять, **существует** ли вычисление модели, удовлетворяющее свойству φ

Это можно попробовать явно отразить в формуле и условно изобразить так (*и это уже не LTL*):

- ▶ Каждое вычисление ...: $M \models \forall \varphi$
- ▶ Существует вычисление ...: $M \models \exists \varphi$

Вступление

$$M \models \forall \varphi$$

$$M \models \exists \varphi$$

Желание поставить квантор относительно вычислений может возникнуть и «внутри» формулы — например:

Для любого начала вычисления **существует** способ его продолжить до правильного

Далее рассматривается **логика ветвящегося времени** (она же **логика деревьев вычислений**; Computation Tree Logic, **CTL**),

- ▶ похожая на LTL, но
- ▶ содержащая такие кванторы, как выше, и
- ▶ «двойственная» к LTL в том смысле, что
 - ▶ формулами LTL задаются свойства вычислений моделей Кripке,
 - ▶ а формулами CTL — свойства состояний

Логика ветвящегося времени: синтаксис

Формулы логики ветвящегося времени делятся на две категории:

- ▶ Формулы состояния: их истинностное значение задаётся **состоянием** модели Кripке
- ▶ Формулы пути: их истинностное значение задаётся **бесконечным путём** в модели Кripке

Краткий синтаксис этих формул над множеством атомарных высказываний AP:

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

где Φ — формула состояния (её же будем называть *ctl-формулой*), φ — формула пути и $p \in AP$

Логика ветвящегося времени: синтаксис

По сравнению с LTL в языке появились две новых буквы (**кванторы пути**):

- ▶ **A** φ : любой бесконечный путь, исходящий из текущего состояния, обладает свойством φ
- ▶ **E** φ : существует бесконечный путь, исходящий из текущего состояния и обладающий свойством φ

Остальные операции имеют тот же содержательный смысл, что и в LTL

В **полный синтаксис** включим те же операции, что и для LTL (\vee , \rightarrow , **F**, **G**) с тем же содержательным смыслом и способом введения, кроме способа введения **G** (из-за ограничений синтаксиса):

- ▶ **AG** $\varphi = \neg EF\neg\varphi$
- ▶ **EG** $\varphi = \neg AF\neg\varphi$

Приоритеты операций **A** и **E** одинаковы и такие же, как и \neg и **X**, а в остальном — как в LTL

Логика ветвящегося времени: примеры

Примерыctl-формул и выражаемых ими свойств вычислительных систем:

- ▶ Цель может быть достигнута

$$\mathbf{EF}_{goal}$$

- ▶ Как бы ни работал компьютер, есть возможность в дальнейшем его выключить

$$\mathbf{AGEF}_{off}$$

- ▶ Тех, кто много грешит, неотвратимо настигнет кара

$$\mathbf{AG}(too_many_sins \rightarrow \mathbf{AF}punishment)$$

- ▶ Если я захочу всё бросить, то смогу сделать это на следующий день

$$\mathbf{AG}(want \rightarrow \mathbf{EX}quit)$$

- ▶ Если я провинюсь, то меня обязательно накажут на следующий день

$$\mathbf{AG}(guilty \rightarrow \mathbf{AX}punishment)$$

Логика ветвящегося времени: семантика

Отношение выполнимости ctl-формулы Φ в состоянии s модели Кripке $M = (S, S_0, \rightarrow, L)$ ($M, s \models \Phi$) и формулы пути φ на бесконечном пути π модели M ($M, \pi \models \varphi$) определяются так:

- ▶ Соотношение $M, s \models t$ верно всегда
- ▶ $M, s \models p$, где $p \in AP \Leftrightarrow p \in L(s)$
- ▶ $M, s \models \Phi_1 \& \Phi_2 \Leftrightarrow M, s \models \Phi_1$ и $M, s \models \Phi_2$
- ▶ $M, s \models \neg\Phi \Leftrightarrow M, s \not\models \Phi$
- ▶ $M, s \models \mathbf{A}\varphi \Leftrightarrow$ для любого бесконечного пути π в M , исходящего из s , верно $M, \pi \models \varphi$
- ▶ $M, s \models \mathbf{E}\varphi \Leftrightarrow$ в M существует бесконечный путь π , исходящий из s и такой что $M, \pi \models \varphi$
- ▶ $M, \pi \models \mathbf{X}\Phi \Leftrightarrow M, \pi[2] \models \Phi$
- ▶ $M, \pi \models \Phi_1 \mathbf{U} \Phi_2 \Leftrightarrow$ существует момент времени k , такой что
 - ▶ $M, \pi[k] \models \Phi_2$ и
 - ▶ для любого момента времени i , такого что $i < k$, верно $M, \pi[i] \models \Phi_1$

Логика ветвящегося времени: основные свойства

Утверждение. Для любых модели Кripке M , её бесконечного пути π и ctl-формулы Φ верно:

$M, \pi \models F\Phi \Leftrightarrow$ в π содержится состояние s , для которого верно
 $M, s \models \Phi$

Утверждение. Для любых модели Кripке M , её бесконечного пути π и ctl-формулы Φ верно:

$M, \pi \models G\Phi \Leftrightarrow$
для любого состояния s пути π верно $M, s \models \Phi$

Эти два утверждения обосновывать не будем ввиду их простоты

Утверждение

Для любых модели Кripке M , состояния s и ctl-формулы Φ верно:
 $M, s \models AGAF\Phi \Leftrightarrow$ для любого бесконечного пути π в M ,
начинающегося в s , существует бесконечно много попарно
различных моментов времени i , таких что $M, \pi[i] \models \Phi$

Доказательство. Аналогично утверждению про $GF\varphi$ для LTL

Логика ветвящегося времени: основные свойства

Развёрткой модели Кripке $M = (S, S_0, \rightarrow, L)$ относительно состояния s называется бесконечное ориентированное дерево следующего вида

Дерево разбито на ярусы, пронумерованные моментами времени, и дуги из i -го яруса ведут только в $(i + 1)$ -й

Каждая вершина дерева помечена состоянием модели

0-й ярус состоит из одной вершины — корня, помеченного состоянием s

Из вершины v , помеченной состоянием s , исходит столько дуг, сколько исходит переходов из s в M , и ведут в вершины, помеченные состояниями s' для всех этих переходов $s \rightarrow s'$

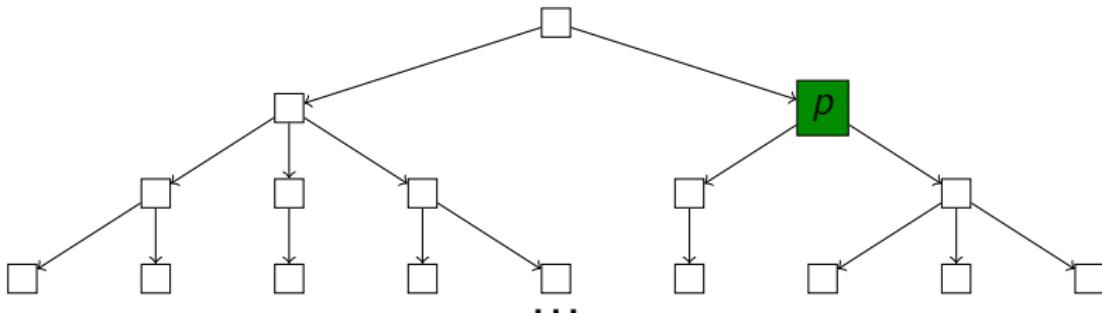
В расширенном синтаксисе ctl-формул содержится 8 **температуральных комбинаций** QO квантора пути Q и темпорального оператора O :

AX, EX, AF, EF, AG, EG, AU и EU

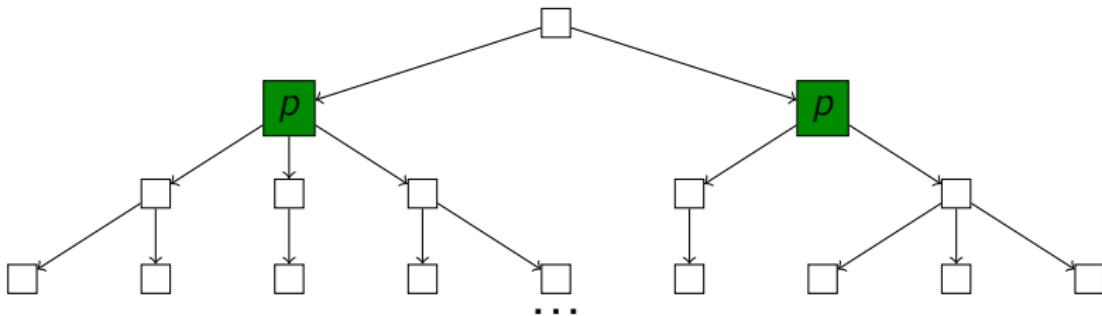
Можно проиллюстрировать эти сочетания на развёртке следующим образом

Логика ветвящегося времени: основные свойства

Ex_p

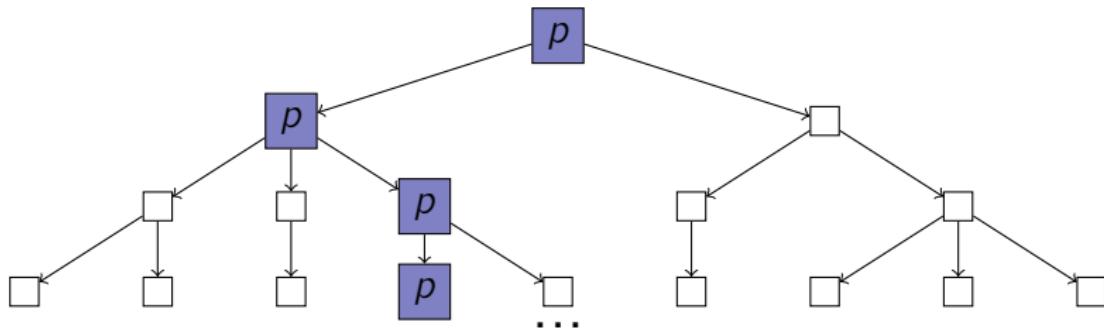


Ax_p

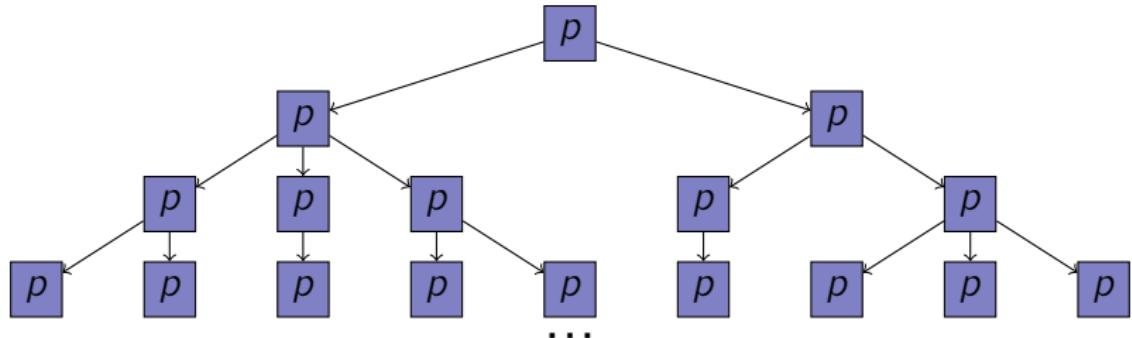


Логика ветвящегося времени: основные свойства

$\text{EG}p$

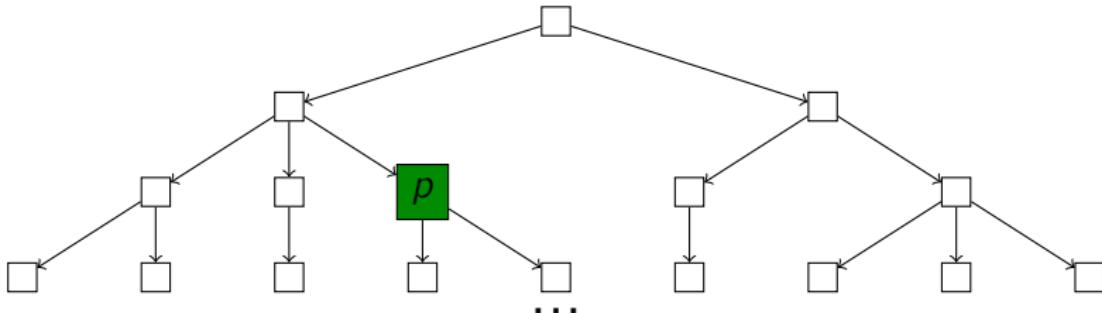


$\text{AG}p$

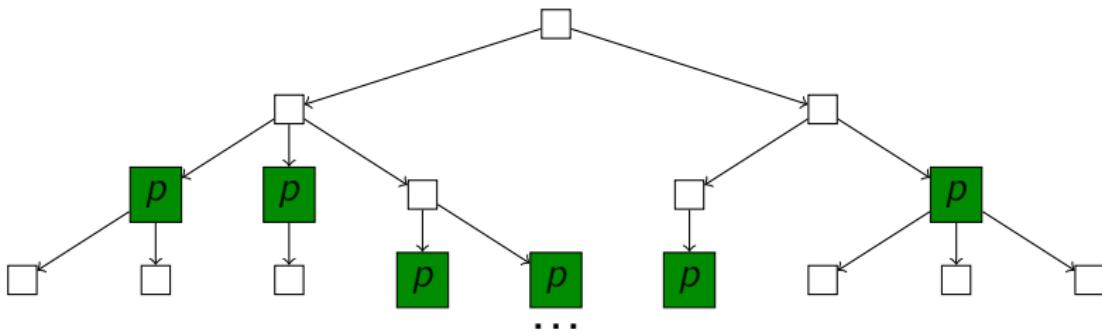


Логика ветвящегося времени: основные свойства

EF_p

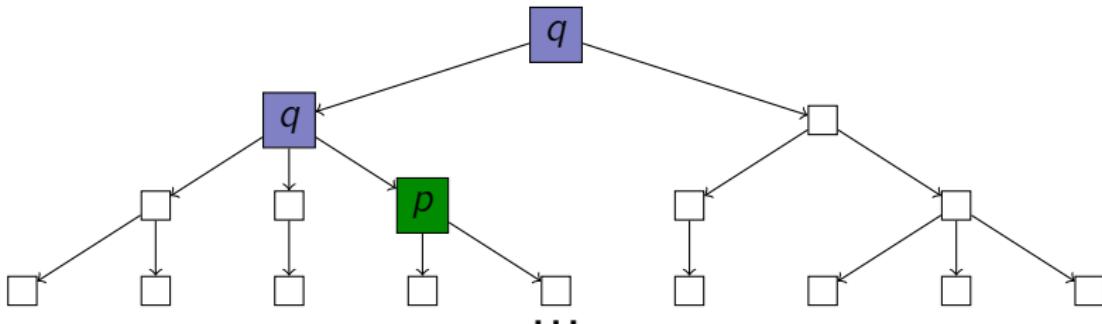


AF_p

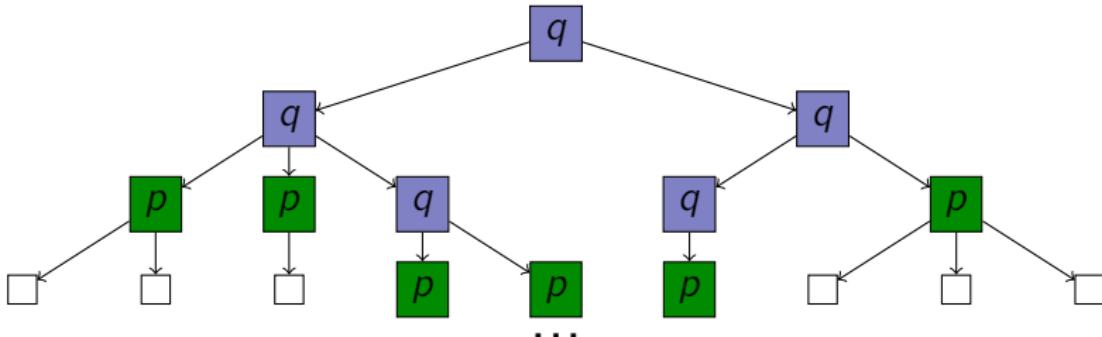


Логика ветвящегося времени: основные свойства

$E(q \mathbf{U} p)$



$A(q \mathbf{U} p)$



Логика ветвящегося времени: основные свойства

Будем говорить, что ctl-формулы Φ и Ψ равносильны ($\Phi \sim \Psi$), если для любой модели Кripке M и любого состояния s справедлива равносильность

$$M, s \models \Phi \Leftrightarrow M, s \models \Psi$$

Согласно краткому и полному синтаксисам, справедливы следующие равносильности, позволяющие выразить темпоральные комбинации **AF**, **EF**, **AG** и **EG** через комбинации краткого синтаксиса:

- ▶ **AF** $\Phi \sim A(tU\Phi)$
- ▶ **EF** $\Phi \sim E(tU\Phi)$
- ▶ **AG** $\Phi \sim \neg EF \neg \Phi$
- ▶ **EG** $\Phi \sim \neg AF \neg \Phi$

Кроме того, несложно убедиться в такой равносильности:

Утверждение. **AX** $\Phi \sim \neg EX \neg \Phi$

Значит, при составлении формул можно обойтись тремя комбинациями:

EX, AU и EU

Логика ветвящегося времени: основные свойства

EX, AU и EU

Такой набор комбинаций: достаточно маленький (*в идеале — минимальный*), через который выражаются остальные комбинации, — принято называть темпоральным **базисом CTL**

Утверждение. $A(\Phi U \Psi) \sim \neg E(\neg \Psi U (\neg \Phi \& \neg \Psi)) \& \neg EG \neg \Psi$

Доказательство. Можете попробовать самостоятельно

Это значит, что базисом CTL является и такой набор:

EX, EG и EU

В теоретическом анализе CTL (доказательствах), как правило, будет использоваться один из двух упомянутых базисов

Задача проверки моделей относительно CTL

Для модели Кripке M и ctl-формулы Φ записью $Sat(M, \Phi)$ будем обозначать множество всех состояний s этой модели, для которых верно $M, s \models \Phi$

Ctl-формула Φ выполняется на модели $M = (S, S_0, \rightarrow, L)$ ($M \models \Phi$), если справедливо включение $S_0 \subseteq Sat(M, \Phi)$

Небольшое пояснение:

- ▶ Ctl-формула делит все состояния модели на **хорошие** (в которых формула выполняется) и **плохие** (в которых формула не выполняется)
- ▶ Соотношение $M \models \Phi$ означает, что все состояния, в которых система может начать своё выполнение, **хорошие**

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

**Для заданной модели Кripке M и заданной ctl-формулы Φ
проверить справедливость соотношения**

$$M \models \Phi$$