

Основы математической логики и логического программирования

ЛЕКТОР: В.А. Захаров

Лекция 22.

Задача верификации моделей программ.

Подформулы Фишера-Ладнера.
Табличный метод верификации моделей программ.

Алгоритм верификации моделей программ.

ЗАДАЧА ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Задача model checking для PLTL

Для заданной формулы PLTL φ и конечной LTS M проверить $M \models \varphi$.

Почему задача model checking не проста? Потому что

- ▶ выполнимость формул PLTL проверяется на бесконечных интерпретациях,
- ▶ В LTS M имеется бесконечно много интерпретаций (трасс).

Почему задача model checking имеет эффективное решение?

Потому что

- ▶ все это бесконечное множество бесконечных интерпретаций «упаковано» в конечную структуру — LTS M .

ЗАДАЧА ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Замысел табличного метода

1. Вместо проверки выполнимости φ во всех интерпретациях лучше заняться поиском контрмодели — интерпретации I , в которой не выполняется φ .
2. Выполнимость всякой формулы ψ полностью определяется выполнимостью ее подформул. Поэтому (не)выполнимость формул можно проверять индуктивно.
3. (Не)выполнимость формулы на одной из трасс LTS M , начинающейся в состоянии s , — это свойство состояния s . Значит, проверяя (не)выполнимость всех подформул формулы φ для всех состояний LTS M , можно вычислить множество \bar{S}_φ всех тех состояний, в которых не выполняется формула φ . Если $S_0 \cap \bar{S}_\varphi \neq \emptyset$, то $M \not\models \varphi$.

ЗАДАЧА ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Вспомогательные определения и обозначения

Для заданной LTS $M = \langle \mathcal{AP}, S, S_0, \longrightarrow, \rho \rangle$, трассы $tr = s_{i_0}, s_{i_1}, \dots, s_{i_n}, s_{i_{n+1}}, \dots$ в LTS M и формулы PLTL φ будем использовать запись

- ▶ $tr \models \varphi$ для обозначения отношения выполнимости $I(tr), 0 \models \varphi$;
- ▶ $tr[j]$ для обозначения j -го состояния s_{i_j} в трассе tr ;
- ▶ $tr|_j$ для обозначения трассы $tr' = s_{i_j}, s_{i_{j+1}}, \dots$, являющейся суффиксом трассы tr , начинающейся состоянием s_{i_j} .

ЗАДАЧА ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Утверждение 1.

Для любой LTS M и формула PLTL φ верно

$M \not\models \varphi \iff$ существует такая начальная трасса tr , $tr \in Tr_0(M)$, для которой $tr \not\models \varphi$.

Доказательство.

Самостоятельно.

Таким образом, вместо задачи $M \models \varphi$ мы будем рассматривать другую задачу:

найти в LTS M начальную трассу tr , для которой $tr \not\models \varphi$.

Если такой трассы найти не удастся, то верно $M \models \varphi$.

ЗАДАЧА ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Приведение формулы к позитивной форме

Применяя равносильные преобразования, упростим формулу φ .

Этап 1. Удаление импликации \rightarrow и темпоральных операторов **G**, **F** на основании законов взаимной зависимости

$$\models \psi \rightarrow \chi \equiv \neg\psi \vee \chi;$$

$$\models \mathbf{F}\psi \equiv \mathbf{true} \mathbf{U}\psi; \quad \models \mathbf{G}\psi \equiv \mathbf{false} \mathbf{R}\psi.$$

Этап 2. Продвижение \neg вглубь формулы на основании законов двойственности

$$\models \neg(\psi \& \chi) \equiv \neg\psi \vee \neg\chi; \quad \models \neg(\psi \vee \chi) \equiv \neg\psi \& \neg\chi;$$

$$\models \neg\neg\psi \equiv \psi; \quad \models \neg\mathbf{X}\psi \equiv \mathbf{X}\neg\psi;$$

$$\models \neg(\psi \mathbf{U}\chi) \equiv \neg\psi \mathbf{R}\neg\chi; \quad \models \neg(\psi \mathbf{R}\chi) \equiv \neg\psi \mathbf{U}\neg\chi.$$

ЗАДАЧА ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Утверждение 2.

В результате применения равносильных преобразований этапов 1 и 2 любая формула PLTL φ приводится к равносильной формуле φ' , представленной в **позитивной форме**, в которой

- ▶ используются только логические связки $\vee, \&, \neg$ и темпоральные операторы **X, F, G**,
- ▶ связка \neg применяется только к атомарным высказываниям $p, p \in AP$.

Доказательство.

Самостоятельно.

ЗАДАЧА ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Приведение формулы к позитивной форме

Пример.

$$\varphi = \mathbf{G}(free \ \& \ \mathbf{X}busy \rightarrow \mathbf{XF}(pr_1 \vee pr_2)).$$

Этап 1.

$$\varphi' = \mathbf{false} \ \mathbf{R} \ (\neg(free \ \& \ \mathbf{X}busy) \vee \mathbf{X}(\mathbf{true} \ \mathbf{U}(pr_1 \vee pr_2))).$$

Этап 2.

$$\varphi_1 = \mathbf{false} \ \mathbf{R} \ (\neg free \vee \mathbf{X}\neg busy \vee \mathbf{X}(\mathbf{true} \ \mathbf{U}(pr_1 \vee pr_2))).$$

ПОДФОРМУЛЫ ФИШЕРА–ЛАДНЕРА

Пусть φ_1 — формула PLTL в положительной форме. Тогда множество подформул Фишера–Ладнера называется наименьшее множество формул PLTL $FLSub_{\varphi_1}$, содержащее формулу φ_1 и удовлетворяющее следующим условиям:

- ▶ если $p \in FLSub_{\varphi_1}$ и $p \in \mathcal{AP}$, то $\neg p \in FLSub_{\varphi_1}$,
- ▶ если $\psi \& \chi \in FLSub_{\varphi_1}$, то $\{\psi, \chi\} \subseteq FLSub_{\varphi_1}$,
- ▶ если $\psi \vee \chi \in FLSub_{\varphi_1}$, то $\{\psi, \chi\} \subseteq FLSub_{\varphi_1}$,
- ▶ если $\neg\psi \in FLSub_{\varphi_1}$, то $\psi \in FLSub_{\varphi_1}$,
- ▶ если $\mathbf{X}\psi \in FLSub_{\varphi_1}$, то $\psi \in FLSub_{\varphi_1}$,
- ▶ если $\psi \mathbf{U} \chi \in FLSub_{\varphi_1}$, то $\{\psi, \chi, \mathbf{X}(\psi \mathbf{U} \chi)\} \subseteq FLSub_{\varphi_1}$,
- ▶ если $\psi \mathbf{R} \chi \in FLSub_{\varphi_1}$, то $\{\psi, \chi, \mathbf{X}(\psi \mathbf{R} \chi)\} \subseteq FLSub_{\varphi_1}$.

Утверждение 3.

Если φ_1 содержит n логических связок и темпоральных операторов, то $|FLSub_{\varphi_1}| \leq 3n$.

ПОДФОРМУЛЫ ФИШЕРА–ЛАДНЕРА

Пример.

Пусть

$$\varphi_1 = \mathbf{false} \mathbf{R} (\neg \mathit{free} \vee \mathbf{X}\neg \mathit{busy} \vee \mathbf{X}(\mathbf{true} \mathbf{U}(pr_1 \vee pr_2))).$$

Тогда

$$\begin{aligned} FLSub_{\varphi_1} = & \{ \varphi_1, \\ & \mathbf{false}, \mathbf{X}\varphi_1, \neg \mathit{free} \vee \mathbf{X}\neg \mathit{busy} \vee \mathbf{X}(\mathbf{true} \mathbf{U}(pr_1 \vee pr_2)), \\ & \neg \mathit{free}, \mathbf{X}\neg \mathit{busy}, \mathbf{X}(\mathbf{true} \mathbf{U}(pr_1 \vee pr_2)), \\ & \mathit{free}, \neg \mathit{busy}, \mathbf{true} \mathbf{U}(pr_1 \vee pr_2), \\ & \mathit{busy}, \mathbf{true}, pr_1 \vee pr_2, \\ & pr_1, pr_2, \neg pr_1, \neg pr_2 \}. \end{aligned}$$

ПОДФОРМУЛЫ ФИШЕРА–ЛАДНЕРА

Next-подформулы

Пусть φ_1 — формула PLTL в позитивной форме и $FLSub_{\varphi_1}$ — множеством подформул Фишера–Ладнера формулы φ_1 .

Тогда запись $XSub_{\varphi_1}$ будет обозначать множество всех тех подформул Фишера–Ладнера, которые начинаются оператором **X** (nexttime), т. е.

$$XSub_{\varphi_1} = \{\psi : \psi = \mathbf{X}\chi, \psi \in FLSub_{\varphi_1}\}.$$

Пример.

Пусть

$$\varphi_1 = \mathbf{false R} (\neg free \vee \mathbf{X}\neg busy \vee \mathbf{X}(\mathbf{true U}(pr_1 \vee pr_2))).$$

Тогда

$$XSub_{\varphi_1} = \{\mathbf{X}\varphi_1, \mathbf{X}\neg busy, \mathbf{X}(\mathbf{true U}(pr_1 \vee pr_2))\}.$$

ПОДФОРМУЛЫ ФИШЕРА–ЛАДНЕРА

(Until-Release)-подформулы

Пусть φ_1 — формула PLTL в позитивной форме и $FLSub_{\varphi_1}$ — множеством подформул Фишера–Ладнера формулы φ_1 .

Тогда запись $URSub_{\varphi_1}$ будет обозначать множество всех тех подформул Фишера–Ладнера, которые начинаются оператором **U** (Until) или **R** (Release), т. е.

$$URSub_{\varphi_1} = \{\psi : \psi = \chi_1 \mathbf{U} \chi_2, \psi \in FLSub_{\varphi_1}\} \cup \{\psi : \psi = \chi_1 \mathbf{R} \chi_2, \psi \in FLSub_{\varphi_1}\}.$$

Пример.

Пусть

$$\varphi_1 = \mathbf{false} \mathbf{R} (\neg \mathit{free} \vee \mathbf{X} \neg \mathit{busy} \vee \mathbf{X}(\mathbf{true} \mathbf{U}(\mathit{pr}_1 \vee \mathit{pr}_2))).$$

Тогда

$$URSub_{\varphi_1} = \{\varphi_1, \mathbf{true} \mathbf{U}(\mathit{pr}_1 \vee \mathit{pr}_2)\}.$$

ПОДФОРМУЛЫ ФИШЕРА–ЛАДНЕРА

Согласованные множества подформул

Пусть φ_1 — формула PLTL в положительной форме, и $FLSub_{\varphi_1}$ — множество подформул Фишера–Ладнера для φ_1 .

Тогда **согласованным множеством подформул** формулы φ_1 называется всякое подмножество B , $B \subseteq FLSub_{\varphi_1}$, удовлетворяющее следующим условиям:

1. $\text{true} \in B$, $\text{false} \notin B$,
2. для любого атомарного высказывания p , $p \in AP \cap FLSub_{\varphi_1}$, выполняется **в точности одно из двух** включений: либо $p \in B$, либо $\neg p \in B$;
3. $\psi \vee \chi \in B \iff \psi \in B$ или $\chi \in B$,
4. $\psi \& \chi \in B \iff \psi \in B$ и $\chi \in B$,
5. $\psi \mathbf{U} \chi \in B \iff \chi \in B$ или $\{\psi, \mathbf{X}(\psi \mathbf{U} \chi)\} \subseteq B$,
6. $\psi \mathbf{R} \chi \in B \iff \chi \in B$ и при этом $\chi \in B$ или $\mathbf{X}(\psi \mathbf{R} \chi) \in B$.

ПОДФОРМУЛЫ ФИШЕРА–ЛАДНЕРА

Согласованные множества подформул

Согласованные множества подформул — это максимальные множества формул, которые не содержат «явных» противоречий, т. е. таких противоречий, которые можно обнаружить в текущий момент времени.

Например, множество, состоящее из двух формул

Xp — завтра я пойду на лекцию,

$X\neg p$ — завтра я не пойду на лекцию,

может быть согласованным (хотя и противоречивым), поскольку **сегодня** возможное противоречие, содержащееся в этих высказываниях, не проявляется.

Согласованное множество подформул является аналогом семантической таблицы — оно выражает наше пожелание сделать все утверждения, содержащиеся в этом множестве, истинными, а все утверждения, не содержащиеся в нем, — ложными.

ПОДФОРМУЛЫ ФИШЕРА–ЛАДНЕРА

Согласованные множества подформул

Пример.

Пусть

$$\begin{aligned} FLSub_{\varphi_1} = & \{free, busy, pr_1, pr_2, \neg free, \neg busy, \neg pr_1, \neg pr_2, \\ & pr_1 \vee pr_2, \\ & \mathbf{true\ U}(pr_1 \vee pr_2), \\ & \mathbf{X}\neg busy, \mathbf{X}(\mathbf{true\ U}(pr_1 \vee pr_2)), \\ & \neg free \vee \mathbf{X}\neg busy \vee \mathbf{X}(\mathbf{true\ U}(pr_1 \vee pr_2)), \\ & \varphi_1, \mathbf{X}\varphi_1\}. \end{aligned}$$

Тогда одним из согласованных множеств подформул формулы φ_1 является множество

$$\begin{aligned} B = & \{\mathbf{true}, pr_1, \neg pr_2, \neg free, busy, \mathbf{X}\neg busy, \\ & \mathbf{true\ U}(pr_1 \vee pr_2), \mathbf{X}(\mathbf{true\ U}(pr_1 \vee pr_2)), \varphi_1\}. \end{aligned}$$

ПОДФОРМУЛЫ ФИШЕРА–ЛАДНЕРА

Утверждение 4.

Пусть I — произвольная темпоральная интерпретация, и φ_1 — произвольная формула в позитивной форме.

Тогда для любого момента времени n множество формул

$$B_n = \{\psi : \psi \in FLSub_{\varphi_1} \text{ и } I, n \models \psi\}$$

является согласованным.

Доказательство.

Самостоятельно. Непосредственно из определения согласованного множества.

А верно ли обратное утверждение: каждое согласованное множество формул выполнимо в некоторой интерпретации в начальный момент времени?

ПОДФОРМУЛЫ ФИШЕРА–ЛАДНЕРА

Утверждение 5.

Пусть φ_1 — формула PLTL в позитивной форме. Тогда

1. для любой пары $B' \subseteq \mathcal{AP} \cap FLSub_{\varphi_1}$, $B'' \subseteq XSub_{\varphi_1}$, существует такое согласованное множество подформул B , для которого верно $B \cap \mathcal{AP} = B'$, $B \cap XSub_{\varphi_1} = B''$;
2. для любой пары B_1 и B_2 согласованных множеств подформул Фишера-Ладнера φ_1 верны соотношения $B_1 = B_2 \iff B_1 \cap \mathcal{AP} = B_2 \cap \mathcal{AP}$ и $B_1 \cap XSub_{\varphi_1} = B_2 \cap XSub_{\varphi_1}$.

Доказательство.

Самостоятельно.

Утверждение 6.

Если φ_1 содержит n логических связок и темпоральных операторов, то число различных согласованных множеств подформул Фишера-Ладнера не превосходит величины 2^{3n} .

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Пусть задана формулы PLTL φ и конечная LTS

$$M = \langle \mathcal{AP}, S, S_0, \longrightarrow, \rho \rangle.$$

Нужно проверить выполнимость $M \models \varphi$.

Для этого

1. формула φ приводится к позитивной форме φ_1 ,
2. для формулы φ_1 строятся
 - ▶ множество подформул Фишера–Ладнера $FLSub_{\varphi_1}$,
 - ▶ множество Next-подформул $XSub_{\varphi_1}$,
 - ▶ множество U-подформул $FLSub_{\varphi_1}$,
 - ▶ совокупность Con_{φ_1} всех возможных согласованных множеств подформул Фишера–Ладнера.

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Системой Хинтикки для формулы PLTL φ_1 и LTS M называется раскрашенный ориентированный граф $G_{\varphi_1, M} = (V, E)$ с множеством вершин V и множеством дуг E , которые устроены так:

$$V = \{(s, B) : s \in S, B \in \text{Con}_{\varphi_1}, \rho(s) = B \cap \mathcal{AP}\},$$

т. е. вершинами графа являются всевозможные пары (состояние s , согласованное множество B), для которых разметка $\rho(s)$ состояния s подтверждает истинность всех атомарных высказываний множества B ;

$$E = \{ \langle (s', B'), (s'', B'') \rangle : s' \longrightarrow s'' \\ \text{и для любой Next-подформулы } X\psi, X\psi \in X\text{Sub}_{\varphi_1}, \\ \text{верно } X\psi \in B' \iff \psi \in B'' \},$$

т. е. дугами графа являются все такие переходы LTS M , которые позволяют подтвердить все обещания $X\psi$ выполнить ψ в следующий момент времени.

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

Теперь проведем раскраску вершин графа $\Gamma_{\varphi_1, M} = (V, E)$.

Рассмотрим множество (Until-Release)-подформул

$$URSub_{\varphi_1} = \{\chi'_1 \mathbf{U} \chi''_1, \dots, \chi'_k \mathbf{U} \chi''_k, \chi'_{k+1} \mathbf{R} \chi''_{k+1}, \dots, \chi'_{k+m} \mathbf{R} \chi''_{k+m}\}.$$

Каждой формуле ψ_i из множества $URSub_{\varphi_1}$ сопоставим индивидуальный цвет i .

Раскрасим в цвет i все вершины (s, B) , для которых выполнено **хотя бы одно** из двух условий

в случае, когда $\psi_i = \chi'_i \mathbf{U} \chi''_i$:	в случае, когда $\psi_i = \chi'_i \mathbf{R} \chi''_i$:
1) $\chi''_i \in B$,	1) $\chi''_i \notin B$,
2) $\mathbf{X}(\chi'_i \mathbf{U} \chi''_i) \notin B$.	2) $\mathbf{X}(\chi'_i \mathbf{R} \chi''_i) \in B$.

Бесконечный маршрут

$$(s_{i_1}, B_{i_1}), (s_{i_2}, B_{i_2}), \dots, (s_{i_n}, B_{i_n}), \dots$$

в графе $\Gamma_{\varphi_1, M}$ назовем **радужным**, если в нем бесконечно часто встречаются вершины каждого цвета $1, 2, \dots, k$.

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

Основная теорема

Для любой формулы PLTL φ_1 в позитивной форме и LTS $M = \langle \mathcal{AP}, S, S_0, \longrightarrow, \rho \rangle$

$$M \not\models \varphi_1$$



в графе $\Gamma_{\varphi_1, M}$ существует хотя бы один радужный маршрут, исходящий из вершины $v_0 = (s_0, B_0)$, в которой $s_0 \in S_0$ и $\varphi_1 \notin B_0$.

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

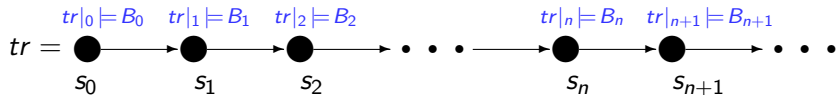
Доказательство.

(↑) Предположим, что в графе $\Gamma_{\varphi_1, M}$ есть радужный маршрут

$$(s_0, B_0), (s_1, B_1), \dots, (s_n, B_n), (s_{n+1}, B_{n+1}), \dots$$

указанного вида, в котором $\varphi_1 \notin B_0$.

Тогда согласно определению системы Хинтики $\Gamma_{\varphi_1, M}$ в LTS M есть начальная трасса



Покажем, что для любой формулы ψ , $\psi \in FLSub_{\varphi_1}$, и для любого $n, n \geq 0$, верно

$$tr|_n \models \psi \iff \psi \in B_n.$$

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

Доказательство.

Если удастся показать, что

$$tr|_n \models \psi \iff \psi \in B_n \quad (*)$$

то, учитывая $\varphi_1 \notin B_0$, приходим к заключению $tr \not\models \varphi_1$.
Для доказательства соотношения $(*)$ воспользуемся индукцией по числу связок в формуле ψ .

Базис индукции. $p \in \mathcal{AP}$.

$$p \in B_n \iff p \in \xi(s_n) \iff tr|_n \models p .$$

$$\neg p \in B_n \iff p \notin B_n \iff p \notin \xi(s_n) \iff tr|_n \not\models p \iff tr|_n \models \neg p .$$

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

Доказательство.

Индуктивный переход.

1. Логические связки $\&$ и \vee .

$$\begin{aligned} \psi_1 \& \psi_2 \in B_n &\iff \psi_1 \in B_n \text{ и } \psi_2 \in B_n &\iff tr|_n \models \psi_1 \text{ и } tr|_n \models \psi_2 \\ &\iff tr|_n \models \psi_1 \& \psi_2. \end{aligned}$$

2. Темпоральный оператор \mathbf{X} .

$$\mathbf{X}\psi \in B_n \iff \psi \in B_{n+1} \iff tr|_{n+1} \models \psi \iff tr|_n \models \mathbf{X}\psi.$$

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

Индуктивный переход.

3. Темпоральный оператор R.

3.1. Покажем $\psi_1 R \psi_2 \in B_n \implies tr|_n \models \psi_1 R \psi_2$.

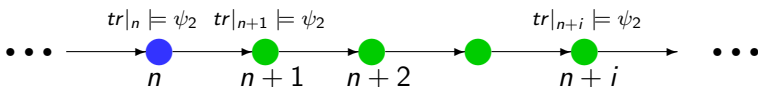
Заметим, что согласно определению согласованного множества $\psi_1 R \psi_2 \in B \iff \psi_2 \in B$ и при этом $\psi_1 \in B$ или $X(\psi_1 R \psi_2) \in B$.

Пусть $\psi_1 R \psi_2 \in B_n$. Тогда возможны 2 случая.

Вариант 1. $X(\psi_1 R \psi_2) \in B_{n+i}$ для любого $i, i \geq 0$.

Тогда по определению $\Gamma_{\varphi_1, M}$ в каждом множестве $B_{n+i}, i \geq 0$, содержится формула $\psi_1 R \psi_2$ и, следовательно, $\psi_2 \in B_{n+i}$.

Тогда по индуктивному предположению $tr|_{n+i} \models \psi_2$ для любого $i, i \geq 0$. Следовательно, $tr|_n \models \psi_1 R \psi_2$.



ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

Индуктивный переход.

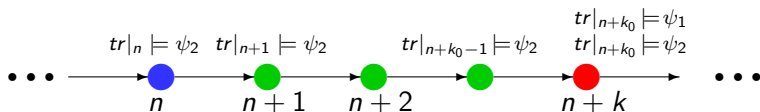
Вариант 2. $\mathbf{X}(\psi_1 \mathbf{R} \psi_2) \notin B_{n+k}$ для некоторого k , $k \geq 0$.

Тогда существует такое k_0 , что $\mathbf{X}(\psi_1 \mathbf{R} \psi_2) \notin B_{n+k_0}$ но $\mathbf{X}(\psi_1 \mathbf{R} \psi_2) \in B_{n+i}$ для любого i , $0 \leq i < k_0$.

Тогда по определению графа $\Gamma_{\varphi_1, M}$ в каждом множестве B_{n+i} , $0 \leq i \leq k_0$, содержится формула $\psi_1 \mathbf{R} \psi_2$.

Тогда по определению согласованных множеств $\psi_2 \in B_{n+i}$ для любого i , $0 \leq i \leq k_0$, и, кроме того, $\psi_1 \in B_{n+k_0}$.

Тогда по индуктивному предположению $tr|_{n+i} \models \psi_2$ для любого $0 \leq i \leq k_0$ и $tr|_{n+k_0} \models \psi_1$. Значит, $tr|_n \models \psi_1 \mathbf{R} \psi_2$.



Итак, в обоих случаях $\psi_1 \mathbf{R} \psi_2 \in B_n \implies tr|_n \models \psi_1 \mathbf{R} \psi_2$.

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

Индуктивный переход.

3.2. Покажем $\psi_1 \mathbf{R} \psi_2 \notin B_n \implies tr|_n \not\equiv \psi_1 \mathbf{R} \psi_2$.

Пусть $\psi_1 \mathbf{R} \psi_2 \notin B_n$. Т. к. $\psi_1 \mathbf{R} \psi_2 \in URSub_{\varphi_1}$ этой формуле соответствует некоторый цвет j .

Поскольку рассматриваемый маршрут

$$(s_0, B_0), (s_1, B_1), \dots, (s_n, B_n), (s_{n+1}, B_{n+1}), \dots$$

является радужным, то вершины, окрашенные в цвет j , встречаются в этом маршруте бесконечно часто.

Значит, существует такое k , $k \geq 0$, что вершина (s_{n+k}, B_{n+k}) — первая, окрашенная в цвет j вершина, следующая в этом радужном маршруте вслед за вершиной (s_n, B_n) .

Имеются две причины, по которым вершина (s_{n+k}, B_{n+k}) оказалась окрашенной в цвет j :

- ▶ $\psi_2 \notin B_{n+k}$,
- ▶ $\mathbf{X}(\psi_1 \mathbf{R} \psi_2) \in B_{n+k}$,

Рассмотрим каждый из этих случаев по отдельности.

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

Индуктивный переход.

Вариант 1. $\psi_2 \notin B_{n+k}$.

Т. к. все вершины (s_{n+i}, B_{n+i}) , $0 \leq i < k$ не окрашены в цвет j , для каждого из множеств B_{n+i} , $0 \leq i < k$, верны соотношения

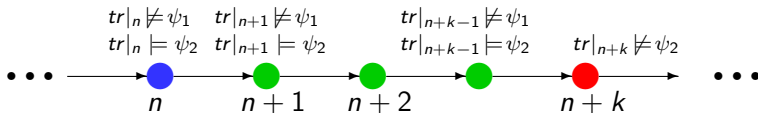
$$\psi_2 \in B_{n+i} \quad \text{и} \quad \mathbf{X}(\psi_1 \mathbf{R} \psi_2) \notin B_{n+i}.$$

Тогда по определению графа $\Gamma_{\varphi_1, M}$ для каждого множества B_{n+i} , $0 \leq i < k$, верно соотношение $\psi_1 \mathbf{R} \psi_2 \notin B_{n+i}$. А отсюда следует, что $\psi_1 \notin B_{n+i}$ для любого i , $0 \leq i < k$.

Тогда по индуктивному предположению

$tr|_{n+i} \models \psi_2$ и $tr|_{n+i} \not\models \psi_1$ для любого i , $0 \leq i < k$,

$tr|_{n+k} \not\models \psi_2$.



А это означает, что $tr|_n \not\models \psi_1 \mathbf{R} \psi_2$.

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

Индуктивный переход.

Вариант 2. $X(\psi_1 R \psi_2) \in B_{n+k}$.

Т. к. все вершины (s_{n+i}, B_{n+i}) , $0 \leq i < k$ не окрашены в цвет j , для каждого из множеств B_{n+i} , $0 \leq i < k$, верны соотношения

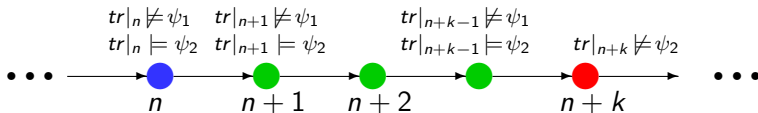
$$\psi_2 \in B_{n+i} \quad \text{и} \quad X(\psi_1 R \psi_2) \notin B_{n+i}.$$

Тогда по определению графа $\Gamma_{\varphi_1, M}$ для каждого множества B_{n+i} , $0 \leq i \leq k$, верно соотношение $\psi_1 R \psi_2 \notin B_{n+i}$. А отсюда следует, что $\psi_1 \notin B_{n+i}$ для любого i , $0 \leq i < k$ и $\psi_2 \notin B_{n+k}$.

Тогда по индуктивному предположению

$tr|_{n+i} \models \psi_2$ и $tr|_{n+i} \not\models \psi_1$ для любого i , $0 \leq i < k$,

$tr|_{n+k} \not\models \psi_2$.



И во втором случае $tr|_n \not\models \psi_1 R \psi_2$.

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

Индуктивный переход.

Таким образом, если $\psi_1 R \psi_2 \notin B_n$, то $tr|_n \not\models \psi_1 R \psi_2$.

В итоге, для любой формулы вида $\psi_1 R \psi_2$ и для любой вершины (s_n, B_n) нашего **радужного** маршрута верно соотношение

$$\psi_1 R \psi_2 \in B_n \iff tr|_n \models \psi_1 R \psi_2 .$$

4. Темпоральный оператор U.

Для доказательства соотношения

$$\psi_1 R \psi_2 \in B_n \iff tr|_n \models \psi_1 R \psi_2$$

применяются рассуждения, аналогичные тем, которые были использованы для исследования оператора R.

Самостоятельно.

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

Завершив обоснование индуктивного перехода, мы тем самым завершили доказательство первой части теоремы:

$$M \not\models \varphi_1$$



в графе $\Gamma_{\varphi_1, M}$ существует хотя бы один радужный маршрут, исходящий из вершины $v_0 = (s_0, B_0)$, в которой $s_0 \in S_0$ и $\varphi_1 \notin B_0$.

Покажем, что в том случае, когда имеет место $M \not\models \varphi_1$, в графе $\Gamma_{\varphi_1, M}$ из некоторой вершины $v_0 = (s_0, B_0)$, в которой $s_0 \in S_0$ и $\varphi_1 \notin B_0$, исходит хотя бы один радужный маршрут.

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

Пусть $M \not\models \varphi_1$. Тогда в LTS M существует такая начальная трасса tr , для которой $tr \not\models \varphi_1$. Рассмотрим эту трассу tr .

Для каждого i , $i \geq 0$, положим

$$B_i = \{\psi : \psi \in FLSub_{\varphi_1}, tr|_i \models \psi .\}$$

Согласно утверждению 4, все построенные множества B_i являются согласованными.

Покажем, что последовательность пар

$(tr[0], B_0), (tr[1], B_1), (tr[2], B_2), \dots, (tr[n], B_n), (tr[n+1], B_{n+1}), \dots$

образует искомый радужный маршрут в графе Γ_{φ_1} .

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

Действительно,

1. Для любого n , $n \geq 0$, верно $tr[n] \longrightarrow tr[n+1]$, поскольку tr — маршрут в LTS M .
2. Для любого n , $n \geq 0$ и для любой формулы $\mathbf{X}\psi \in XSub_{\varphi_1}$, верно

$$\mathbf{X}\psi \in B_n \iff \psi \in B_{n+1}$$

поскольку

$$\mathbf{X}\psi \in B_n \iff tr|_n \models \mathbf{X}\psi \iff tr|_{n+1} \models \psi \iff \psi \in B_{n+1} .$$

3. $tr[0] \in S_0$ (т. к. tr — начальная трасса в M) и $\varphi_1 \notin B_0$ (т. к. $tr|_0 \not\models \varphi_1$).

Значит, последовательность

$$(tr[0], B_0), (tr[1], B_1), (tr[2], B_2), \dots, (tr[n], B_n), (tr[n+1], B_{n+1}), \dots$$

является маршрутом в графе $\Gamma_{\varphi_1, M}$, исходящим из нужной вершины.

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

4. Осталось показать, что маршрут

$(tr[0], B_0), (tr[1], B_1), (tr[2], B_2), \dots, (tr[n], B_n), (tr[n+1], B_{n+1}), \dots$

является радужным.

Рассмотрим произвольное число n , $n \geq 0$ и произвольную формулу $\psi_i \in URSub_{\varphi_1}$. Покажем, что существует такое k , $k \geq 0$, что вершина $(tr[n+k], B_{n+k})$ окрашена в цвет i .

ТАБЛИЧНЫЙ МЕТОД ВЕРИФИКАЦИИ

Ограничимся рассмотрением Until-формулы $\psi_i = \chi' \mathbf{U} \chi_2$.
(Для формул вида $\psi_i = \chi' \mathbf{R} \chi_2$ доказательство проведите самостоятельно.)

1. Если $tr|_n \not\models \mathbf{X}(\chi_1 \mathbf{U} \chi_2)$, то $\mathbf{X}(\chi_1 \mathbf{U} \chi_2) \notin B_n$, и, следовательно, вершина $(tr[n], B_n)$ окрашена в цвет j .
2. А если $tr|_n \models \mathbf{X}(\chi_1 \mathbf{U} \chi_2)$, то $tr|_{n+1} \models \chi_1 \mathbf{U} \chi_2$. Тогда существует такое k , $k \geq 1$, что $tr|_{n+k} \models \chi_2$. Поэтому $\chi_2 \in B_{n+k}$, и вершина $(tr[n+k], B_{n+k})$ окрашена в цвет j .

Таким образом, вершины цвета j встречаются в нашем маршруте бесконечно часто. Поскольку ψ_i была произвольной (Until-Release)-формулой, это означает, что наш маршрут в графе $\Gamma_{\varphi_1, M}$ является радужным. □

АЛГОРИТМ ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Но как проверить, что из заданной вершины в графе $\Gamma_{\varphi_1, M}$ не исходит ни одного радужного маршрута?

Ориентированный граф Γ называется **сильно связным**, если для любой пары вершин v и u в графе Γ существует маршрут из v в u и маршрут из u в v .

Всякий максимальный сильно связный подграф графа Γ называется **компонентой сильной связности**.

Компоненту сильной связности графа (системы Хинтикки) $\Gamma_{\varphi_1, M}$ будем называть **радужной**, если в ней содержатся вершины **всех** цветов.

АЛГОРИТМ ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Теорема.

Из вершины v в графе $\Gamma_{\varphi_1, M}$ исходит радужный маршрут тогда и только тогда, когда существует маршрут, ведущий из вершины v хотя бы в одну из вершин хотя бы одной радужной компоненты сильной связности.

Доказательство.

Самостоятельно. Здесь все очевидно.

АЛГОРИТМ ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Исходные данные: формула PLTL φ и LTS

$M = \langle \mathcal{AP}, S, S_0, \longrightarrow, \rho \rangle$.

1. Построить равносильную позитивную форму φ_1 .
2. Построить систему Хинтики $\Gamma_{\varphi_1, M}$.
3. Выделить множество подформул $URSub_{\varphi_1}$ и раскрасить вершины графа $\Gamma_{\varphi_1, M}$.
4. Выделить радужные компоненты сильной связности в графе $\Gamma_{\varphi_1, M}$.
5. Выделить множество V' всех вершин графа $\Gamma_{\varphi_1, M}$, из которых достижимы радужные компоненты сильной связности.
6. Выделить множество V'' всех вершин (s_0, B_0) , для которой выполняется $s_0 \in S_0, \varphi_1 \notin B_0$.
7. Вычислить $V = V' \cap V''$.

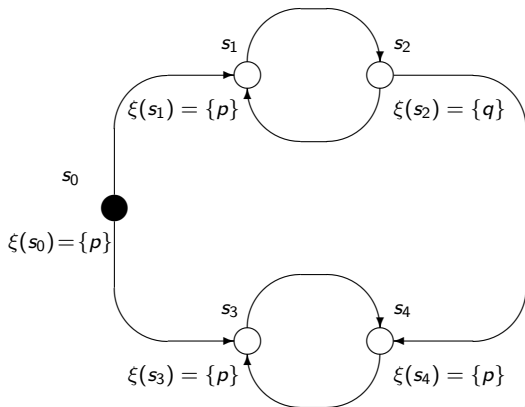
Результат: $M \models \varphi \iff V = \emptyset$.

АЛГОРИТМ ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Пример.

$$\varphi = p \mathbf{U} q$$

LTS M :



АЛГОРИТМ ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Пример.

$$\varphi = \mathbf{F}(p\mathbf{U}q)$$

1. Позитивная форма $\varphi_1 = p\mathbf{U}q$

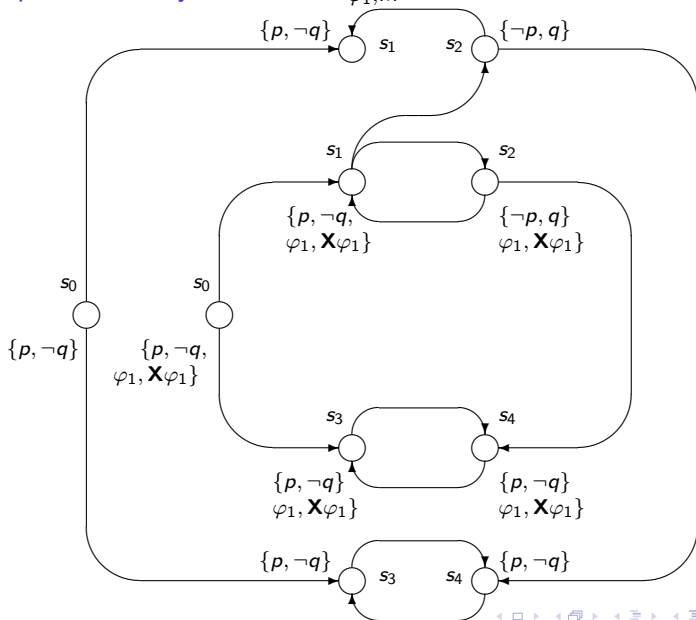
$$FLSub_{\varphi_1} = \{p, \neg p, q, \neg q, p\mathbf{U}q, \mathbf{X}(p\mathbf{U}q)\};$$

$$XSub_{\varphi_1} = \{\mathbf{X}(p\mathbf{U}q)\};$$

$$URSub_{\varphi_1} = \{p\mathbf{U}q\}.$$

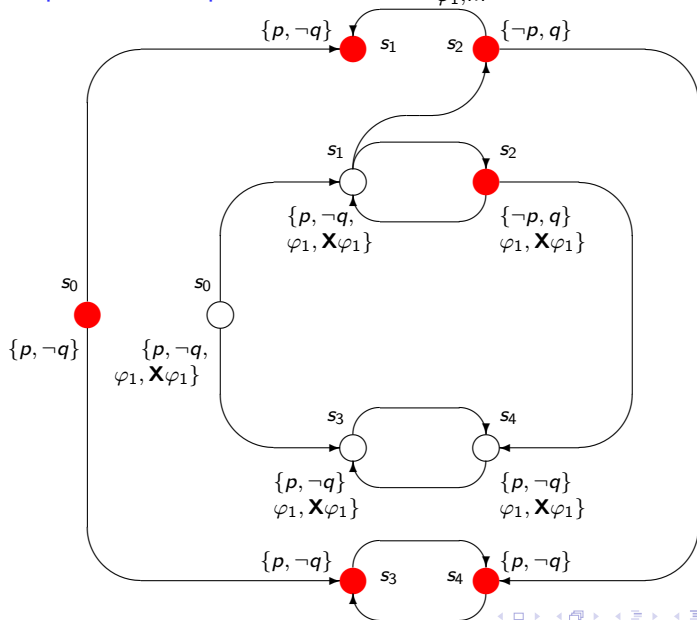
АЛГОРИТМ ВЕРИФИКАЦИИ

2. Строим систему Хинтики $\Gamma_{\varphi_1, M}$



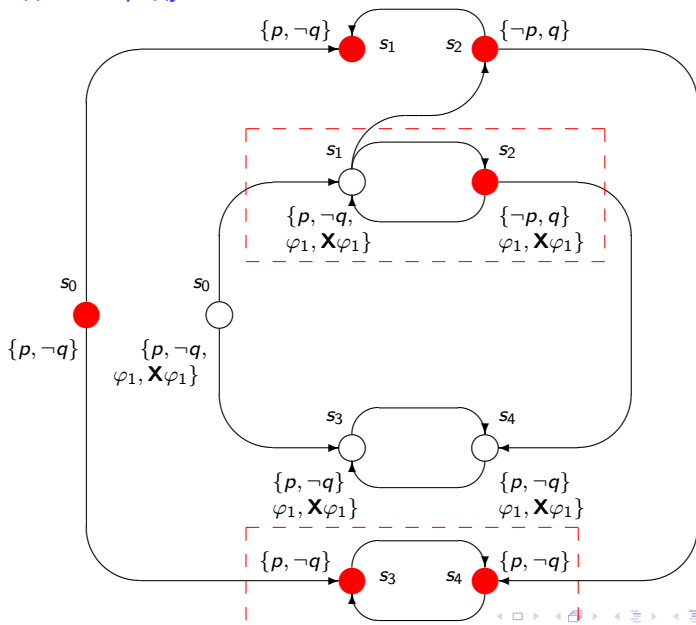
АЛГОРИТМ ВЕРИФИКАЦИИ

3. Раскрываем вершины системы $\Gamma_{\varphi_1, M}$



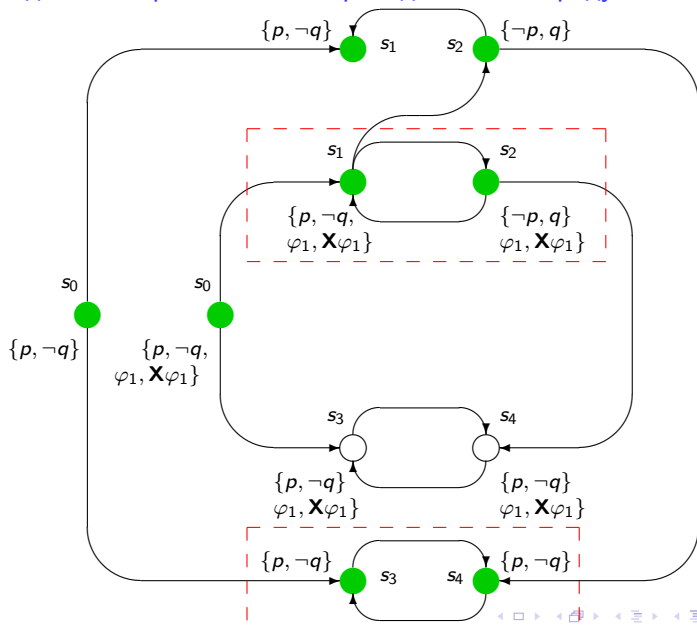
АЛГОРИТМ ВЕРИФИКАЦИИ

4. Выделяем радужные компоненты сильной связности



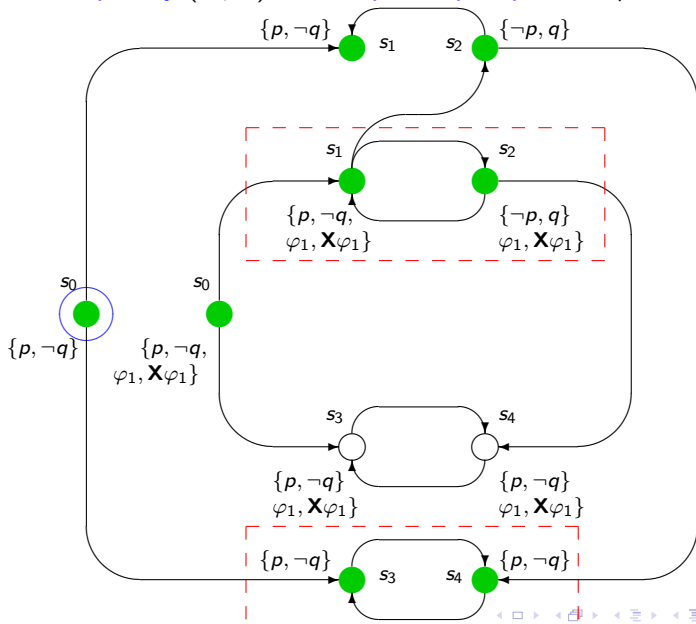
АЛГОРИТМ ВЕРИФИКАЦИИ

5. Выделяем вершины из которых достижимы радужные компоненты



АЛГОРИТМ ВЕРИФИКАЦИИ

6. Ищем вершину (s_0, B) на которой опровергается φ_1



АЛГОРИТМ ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Описанный здесь подход к верификации распределенных программ реализован в программно-инструментальной системе верификации **SPIN** .

Модели параллельных взаимодействующих процессов описываются на языке **PROMELA** (Process Meta Language), снабжаются темпоральными спецификациями (PLTL формулами), а затем выполнимость этих формул проверяется системой верификации **SPIN** .

В системе **SPIN** применяется табличный алгоритм верификации моделей распределенных программ. Для повышения его эффективности используется ряд приемов:

- ▶ проверка модели «на лету»;
- ▶ редукции частичных порядков;
- ▶ символьное представление данных и др.

АЛГОРИТМ ВЕРИФИКАЦИИ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ

Более подробно о системе верификации **SPIN** вам расскажут

Константин Олегович Савенков

и

Игорь Владимирович Коннов

в курсе

«Верификация программ на моделях»

в весеннем семестре.

КОНЕЦ ЛЕКЦИИ 22

ДА И ВООБЩЕ ВСЕМ
ЛЕКЦИЯМ В 2007 ГОДУ.

ДО ВСТРЕЧИ В 2008 ГОДУ.