Математические методы верификации схем и программ

Лекторы:

Захаров Владимир Анатольевич

Подымов Владислав Васильевич

e-mail рассказчика:

valdus@yandex.ru

Осень 2018

Семинар 7

`Spin`

(обзор средства)

Рассматриваемая ЗАДАЧА

Даны

- неформальное описание системы
- содержательное описание требований к системе

Требуется проверить,

удовлетворяет ли система набору требований

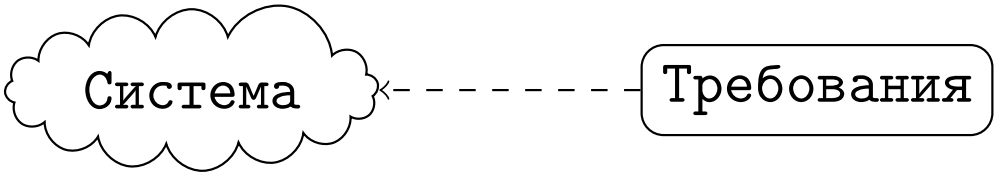


Схема решения ЗАДАЧИ

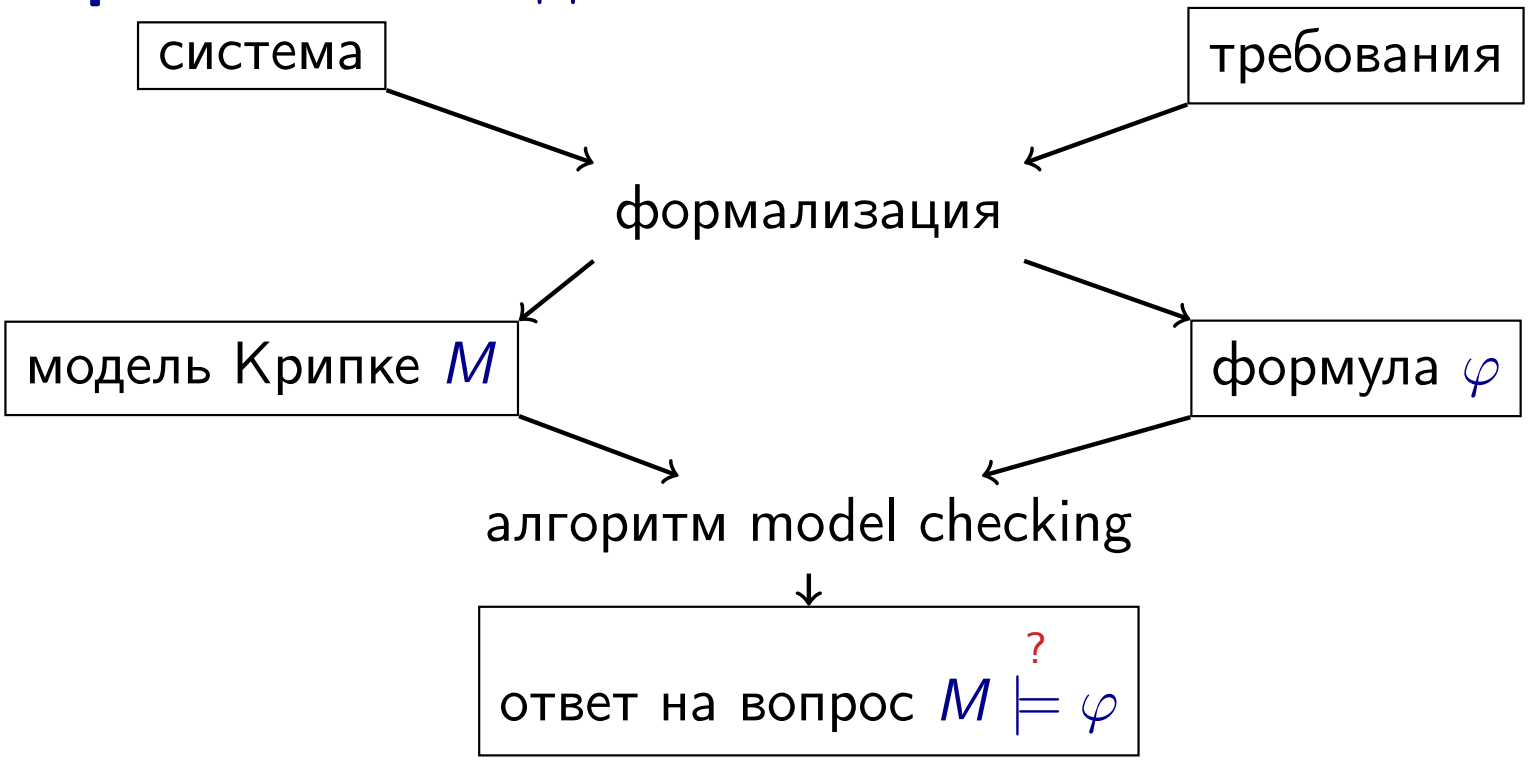
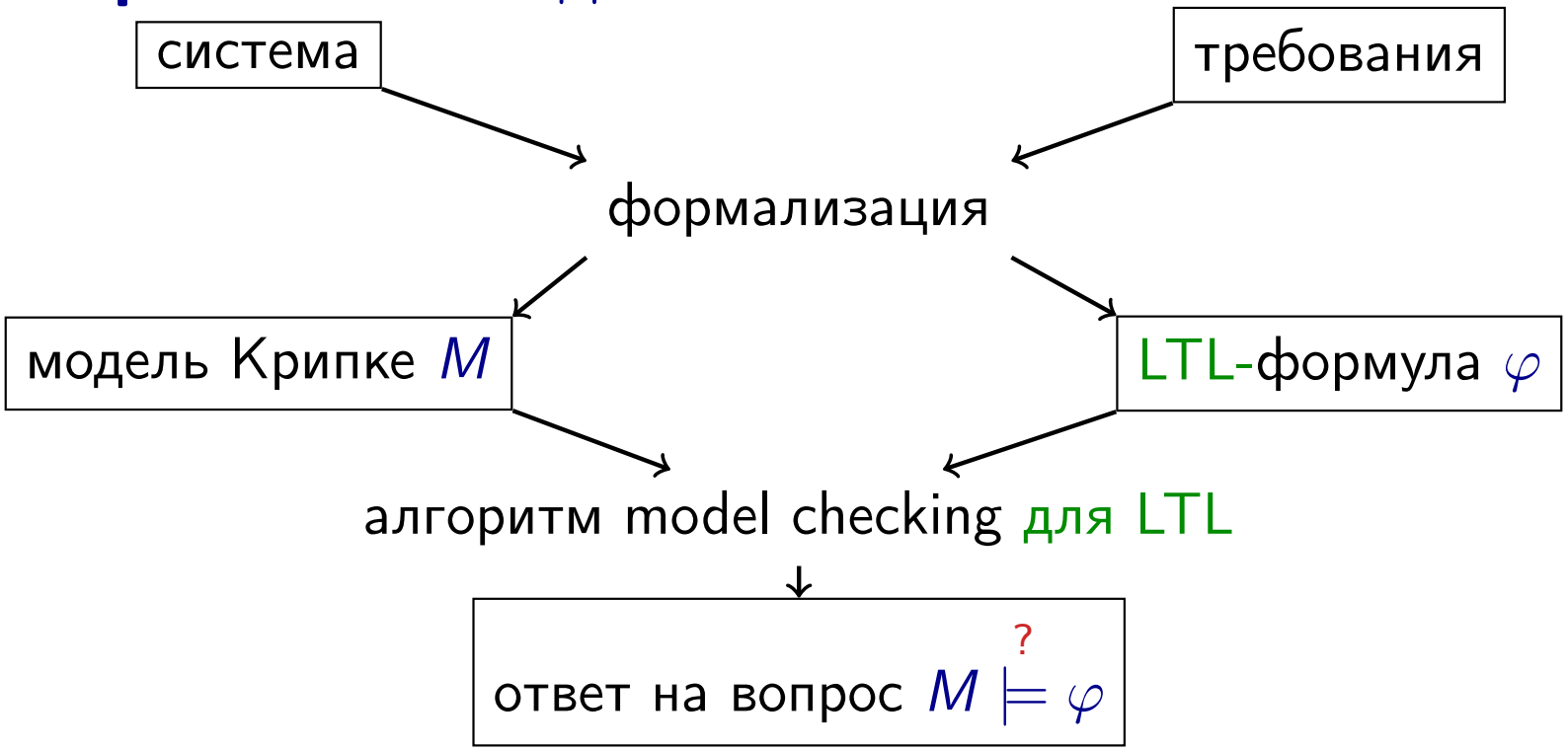
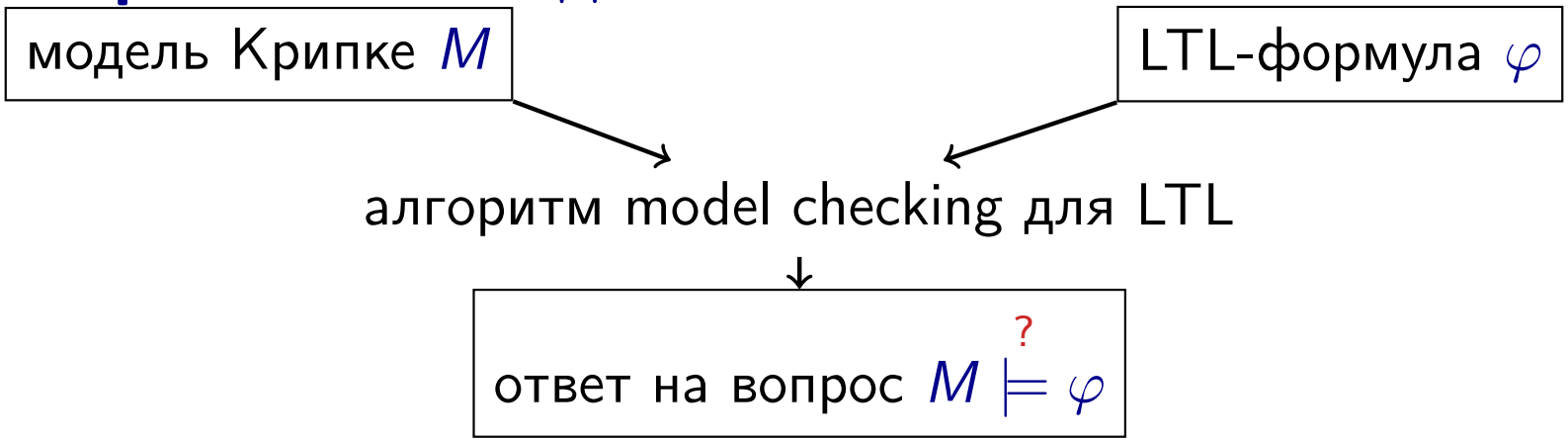


Схема решения ЗАДАЧИ



На ближайших семинарах будет рассматриваться логика линейного времени

Схема решения ЗАДАЧИ



Вам известно (*как минимум*) два алгоритма проверки LTL-формул:

- **табличный алгоритм**
  - наглядный, хотя и не такой понятный, как для CTL
  - лежит в основе всех других алгоритмов
  - крайне неэффективный
- **автоматный алгоритм**
  - более сложно устроенный
  - намного эффективнее табличного (**?**)

Схема решения ЗАДАЧИ

модель Крипке M → автоматный алгоритм model checking для LTL ← LTL-формула φ

↓

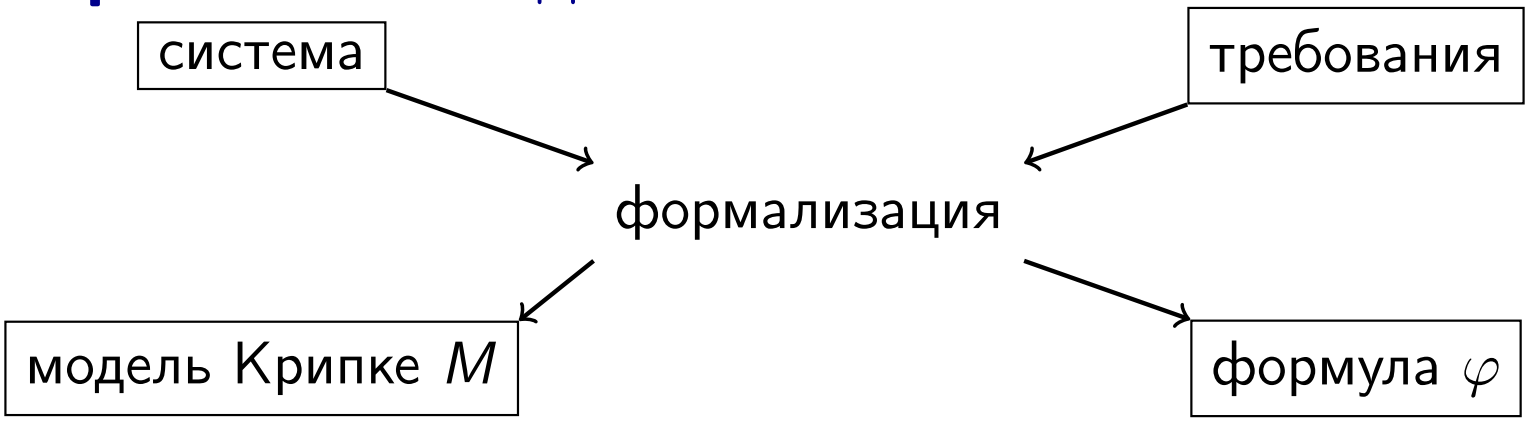
ответ на вопрос $M \overset{?}{\models} \varphi$

Эффективность автоматного алгоритма model checking для LTL обеспечивается двумя составляющими:

1. эффективно работающее представление автоматов Бюхи
2. эффективный алгоритм поиска компонент сильной связности, достижимых из входов автомата

В программном средстве LTL-верификации, как правило, эффективно реализована вариация автоматного алгоритма

Схема решения ЗАДАЧИ



Этап формализации модели и требований по-прежнему остаётся и мало чем отличается от того, что происходило на семинарах, посвящённых CTL

Схема решения ЗАДАЧИ

Вот список программных средств, способных проверять выполнимость LTL-формул в *каких-то* моделях:

(*на случай если захотите их использовать*)

BANDERA	CADENCE SMV	LTSA	LTSmin
NuSMV	PAT	ProB	SAL
SATMC	SPIN	Spot	...

Disclaimer: *список неполный, и я не знаю большинства этих средств; информация взята из соответствующей страницы в википедии*

Некоторые из этих средств работают и с CTL

В курсе сосредоточим внимание на средстве Spin:

- оно открытое и бесплатное
- оно довольно популярно
- его язык (Promela: Process meta language) достаточно прост для понимания

(*и намного более приятен, чем язык NuSMV*)

(S) Hello, World!

```
1  bool b;
2
3  active proctype P() {
4    do
5    :: b = !b;
6    od
7  }
8
9  ltl f1 {[]<>b}
10 ltl f2 {<>[]b}
```

На этом примере можно разобрать основы того,

- как описывать модели Крипке на языке `Promela`
- как применять средство средство `Spin` для верификации LTL-формул

Многие конструкции языка `Promela` схожи с *аналогичными конструкциями `C/C++` и/или `NuSMV`* и синтаксисом, и семантикой (*можно даже особенным образом вставлять в модель `C/C++`-код, но эти возможности в обзоре не обсуждаются*)

(S) Модель Крипке: состояния

```
1  bool b;
2
3  active proctype P() {
4    do
5    :: b = !b;
6    od
7  }
8
9  ltl f1 {[]<>b}
10 ltl f2 {<>[]b}
```

В примере *объявлена* одна *глобальная переменная* `b` типа `bool`

Эта переменная

- может принимать два значения:
  0 и 1, они же `false` и `true` соответственно
- инициализируется значением 0

(S) Модель Крипке: состояния

```
1  bool b;
2
3  active proctype P() {
4    do
5    :: b = !b;
6    od
7  }
8
9  ltl f1 {[]<>b}
10 ltl f2 {<>[]b}
```

В примере описан один тип процесса P

(*~класс/функция в C/C++, ~модуль в NuSMV*)

Описание типа процесса имеет следующий вид:

`proctype` *тип_процесса*`(`*параметры*`)` `{`*тело_процесса*`}`

(S) Модель Крипке: состояния

```
1  bool b;
2
3  active proctype P() {
4    do
5    :: b = !b;
6    od
7  }
8
9  ltl f1 {[]<>b}
10 ltl f2 {<>[]b}
```

На каждом шаге выполнения `Promela`-системы:

- запущено произвольное число процессов описанных типов
- в каждом процессе определена текущая команда тела — эта команда может выполниться во время перехода
- совокупное состояние системы (*состояние модели Крипке*)
  = совокупность значений переменных (*состояние данных*)
  + совокупность текущих команд запущенных процессов (*состояние управления*)

(S) Модель Крипке: состояния

```
1  bool b;
2
3  active proctype P() {
4    do
5    :: b = !b;
6    od
7  }
8
9  ltl f1 {[]<>b}
10 ltl f2 {<>[]b}
```

Ключевое слово `active` перед типом процесса означает, что в начале работы запускается один процесс этого типа

Состояние управления процесса после запуска =
первая команда тела его типа

В этом примере на каждом шаге выполнения системы
текущая команда = весь цикл
(*о том, почему это так, рассказывается позже*)

(S) Модель Крипке: состояния

```
bool b;

active proctype P() {
  do
  :: b = !b;
  od
}

ltl f1 {[]<>b}
ltl f2 {<>[]b}
```

Модель Крипке для этого примера имеет два состояния, среди которых ровно одно начальное:

(*состояния управления процессов в иллюстрациях опускаются*)

(S) Модель Крипке: переходы

```
1  bool b;
2
3  active proctype P() {
4    do
5    :: b = !b;
6    od
7  }
8
9  ltl f1 {[]<>b}
10 ltl f2 {<>[]b}
```

Если в системе запущен один процесс, то он выполняется последовательно *обычным образом (примерно как в C)*

Единственный процесс, запущенный в примере,

- выполняет безусловный бесконечный цикл `do-od`
- на каждом витке цикла выполняет *присваивание* значения `!b` в переменную `b`
- выполняет ровно один виток цикла на каждом переходе

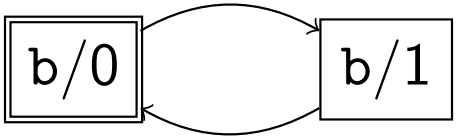
(S) Модель Крипке: переходы

```
bool b;

active proctype P() {
  do
  :: b = !b;
  od
}

ltl f1 {[]<>b}
ltl f2 {<>[]b}
```

Модель Крипке для этого примера выглядит так:



(S) Язык LTL-формул

```
1  bool b;
2
3  active proctype P() {
4    do
5    :: b = !b;
6    od
7  }
8
9  ltl f1 {[]<>b}
10 ltl f2 {<>[]b}
```

Описание системы включает в себя список проверяемых LTL-свойств

Описание свойства располагается вне тел всех процессов и выглядит так:

- `ltl` *имя_свойства* `{` *тело_свойства* `}` — для именованных свойств
- `ltl {` *тело_свойства* `}` — для безымянных свойств
  - безымянное свойство рекомендуется использовать только в том случае, если оно одно во всей системе

(S) Язык LTL-формул

```
1  bool b;
2
3  active proctype P() {
4    do
5    :: b = !b;
6    od
7  }
8
9  ltl f1 {[]<>b}
10 ltl f2 {<>[]b}
```

БНФ, описывающая синтаксис тел LTL-свойств (φ):

φ::=*булево_выражение* | φ && φ | “φ || φ” | !φ |
φ -> φ | φ implies φ | φ <-> φ | φ equivalent φ
[] φ | always φ | <> φ | eventually φ |
φ U φ | φ until φ

Операция	В БНФ	Операция	В БНФ
импликация	->, eventually	равносильность	<->, equivalent
G	[], always	**F**	<>, eventually
U	U, until	**X**	отсутствует

Использование средства Spin

Способ 1: консоль Linux

1. По исходному тексту модели получить исполняемый файл верификатора

```
> ls
helloworld.pml
> spin -a helloworld.pml
ltl f1: [] (<> (b))
ltl f2: <> ([] (b))
  the model contains 2 never claims: f2, f1
  only one claim is used in a verification run
  choose which one with ./pan -a -N name (defaults to -N f1)
  or use e.g.: spin -search -ltl f1 helloworld.pml
> ls
helloworld.pml  pan.b  pan.c  pan.h  pan.m  pan.p  pan.t  _spin_nvr.tmp
> gcc -o pan pan.c
> ls
helloworld.pml  pan  pan.b  pan.c  pan.h  pan.m  pan.p  pan.t  _spin_nvr.tmp
```

Использование средства Spin

Способ 1: консоль Linux

2a. Запустить верификатор с флагом “проверь это свойство” и убедиться, что свойство выполнено

```
> ./pan -a -N f1
pan: ltl formula f1

(Spin Version 6.4.7 -- 19 August 2017)
        + Partial Order Reduction

Full statespace search for:
        never claim             + (f1)
        assertion violations    + (if within scope of claim)
        acceptance   cycles     + (fairness disabled)
        invalid end states      - (disabled by never claim)

State-vector 28 byte, depth reached 3, errors: 0
        3 states, stored
        1 states, matched
        4 transitions (= stored+matched)
        0 atomic steps
hash conflicts:         0 (resolved)

Stats on memory usage (in Megabytes):
    0.000       equivalent memory usage for states (stored*(State-vector + overhead))
    0.290       actual memory usage for states
  128.000       memory used for hash table (-w24)
    0.534       memory used for DFS stack (-m10000)
  128.730       total actual memory usage


unreached in proctype P
        helloworld.pml:7, state 5, "-end-"
        (1 of 5 states)
unreached in claim f1
        _spin_nvr.tmp:10, state 13, "-end-"
        (1 of 13 states)

pan: elapsed time 0 seconds
```

Использование средства Spin

Способ 1: консоль Linux

2б. Запустить верификатор с флагом “проверь это свойство” и убедиться, что свойство не выполнено

```
> ./pan -a -N f2
pan: ltl formula f2
pan:1: acceptance cycle (at depth 0)
pan: wrote helloworld.pml.trail

(Spin Version 6.4.7 -- 19 August 2017)
Warning: Search not completed
        + Partial Order Reduction

Full statespace search for:
        never claim             + (f2)
        assertion violations    + (if within scope of claim)
        acceptance   cycles     + (fairness disabled)
        invalid end states      - (disabled by never claim)

State-vector 28 byte, depth reached 3, errors: 1
        2 states, stored (3 visited)
        1 states, matched
        4 transitions (= visited+matched)
        0 atomic steps
hash conflicts:         0 (resolved)

Stats on memory usage (in Megabytes):
    0.000       equivalent memory usage for states (stored*(State-vector + overhead))
    0.290       actual memory usage for states
  128.000       memory used for hash table (-w24)
    0.534       memory used for DFS stack (-m10000)
  128.730       total actual memory usage



pan: elapsed time 0 seconds
```

"есть бесконечный цикл, опровергающий свойство"

трасса, для которой свойство не выполнено, записана в этот файл

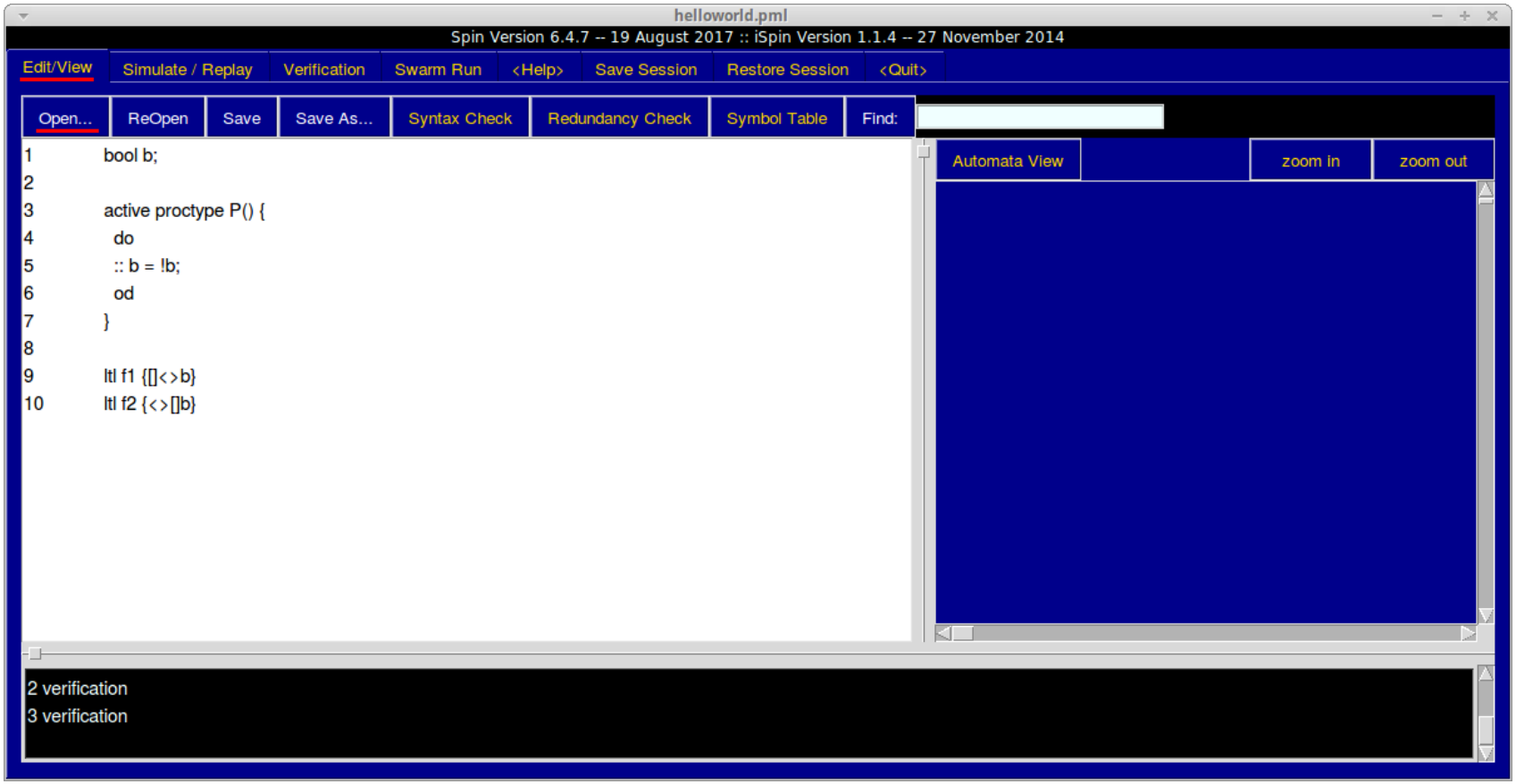
что-то не выполнено

Использование средства Spin

Способ 2: GUI ispin

ispin — это графическая оболочка от разработчиков Spin, написанная на tcl/tk

```
> ./iSpin/ispin.tcl
```

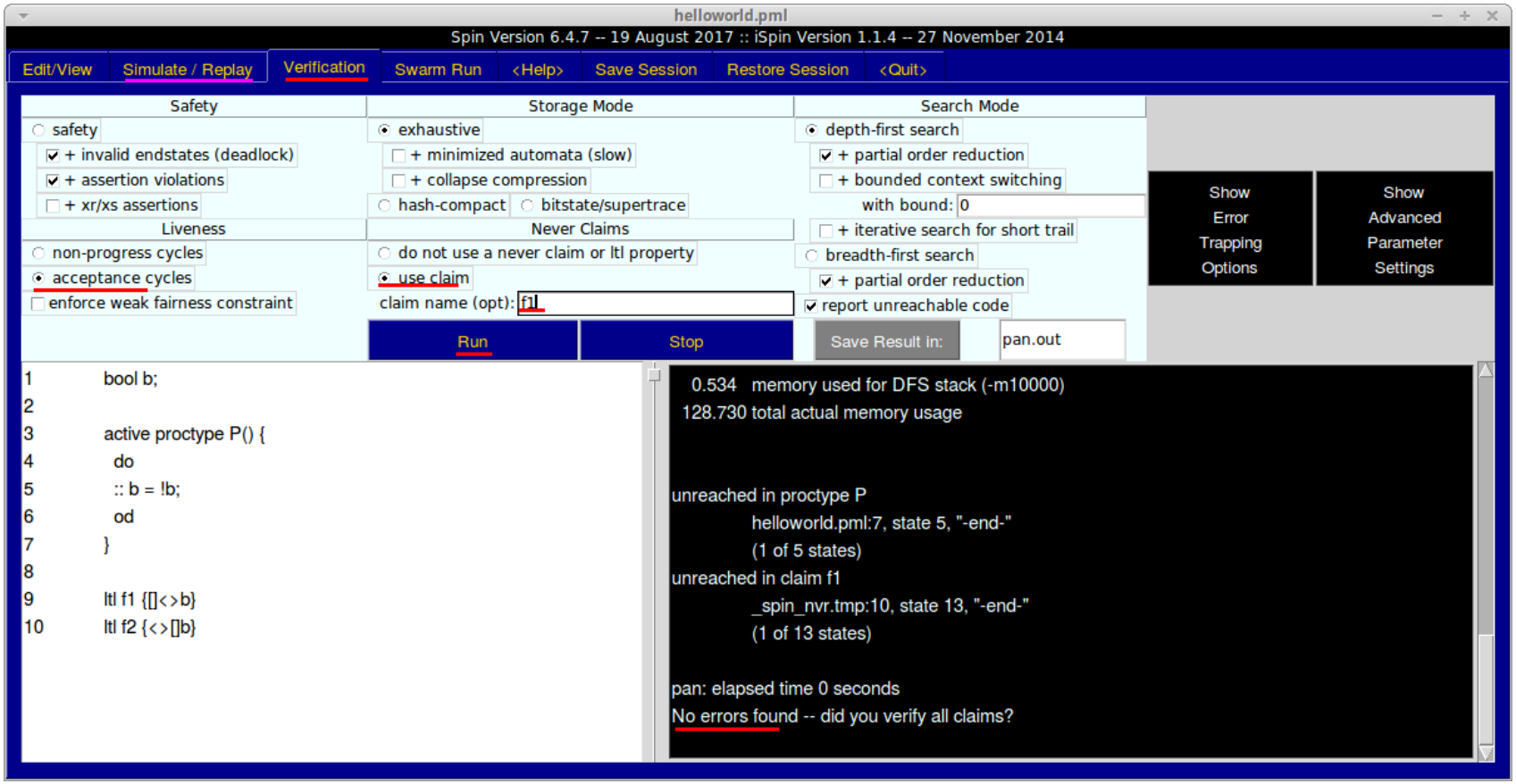


Использование средства Spin

Способ 2: GUI ispin

ispin — это графическая оболочка от разработчиков Spin, написанная на tcl/tk

```
> ./iSpin/ispin.tcl
```



Использование средства Spin

Способ 3: GUI jspin

jspin — это сторонняя графическая оболочка, написанная на Java

config.cfg

```
#jSpin configuration file
#Wed Dec 15 09:27:07 IST 2010
VERIFY_OPTIONS=-a
FONT_SIZE=14
PAN_OPTIONS=-X
WIDTH=1000
INTERACTIVE_OPTIONS=-i -X
SELECT_MENU=5
WRAP=true
SELECT_BUTTON=220
SPIN=/path/to/spin/binary/spin
LR_DIVIDER=400
CHECK_OPTIONS=-a
VERIFY_MODE=Safety
VARIABLE_WIDTH=10
MSC=false
SOURCE_DIRECTORY=jspin-examples
TAB_SIZE=4
RAW=false
C_COMPILER_OPTIONS=-o pan pan.c
VERSION=6
COMMON_OPTIONS=-g -l -p -r -s
TRAIL_OPTIONS=-t -X
MAX_DEPTH=2000
TRANSLATE_OPTIONS=-f
C_COMPILER=gcc
STATEMENT_TITLE=Statement
DOT=dot
ABOUT_FILE_NAME=txt\\copyright
```

```
> java -jar ./jspin-5-0/jspin.jar
```

Использование средства Spin

Способ 3: GUI jspin

jspin — это сторонняя графическая оболочка, написанная на Java

jSpin Version 5.0

File Edit Spin Convert Options Settings Output SpinSpin Help | LTL formula f1

Open | Check | Random | Interactive | Guided | Weak fairness | Acceptance | Verify | Stop | Translate | Load | LTL name | SpinSpid

helloworld.pml / -

```
1  bool b;
2
3  active proctype P() {
4    do
5    :: b = !b;
6    od
7  }
8
9  ltl f1 {[]<>b}
10 ltl f2 {<>[]b}
11
12
13
14
15
16
17
18
19
20
21
22
23
24
25
26
27
28
```

```
pan: ltl formula f1
(Spin Version 6.4.7 -- 19 August 2017)
                + Partial Order Reduction
Full statespace search for:
                never claim             + (f1)
                assertion violations    + (if within scope of claim)
                acceptance   cycles     + (fairness enabled)
                invalid end states      - (disabled by never claim)
State-vector 28 byte, depth reached 3, ••• errors: 0 •••
      3 states, stored
      1 states, matched
      4 transitions (= stored+matched)
      0 atomic steps
hash conflicts:       0 (resolved)
Stats on memory usage (in Megabytes):
   0.000        equivalent memory usage for states (stored*(State-vector +
overhead))
   0.290        actual memory usage for states
 128.000        memory used for hash table (-w24)
   0.107        memory used for DFS stack (-m2000)
 128.302        total actual memory usage
unreached in proctype P
                helloworld.pml:7, state 5, "-end-"
                (1 of 5 states)
unreached in claim f1
                _spin_nvr.tmp:10, state 13, "-end-"
                (1 of 13 states)
pan: elapsed time 0 seconds
```

```
Saved helloworld.pml
/home/pellman/working/programs/spin/Spin/Src6.4.7/spin -a helloworld.pml ... done!
gcc  -o pan pan.c ... done!
/home/pellman/working/projects/spin/to_verification_course/helloworld/pan  -f  -a  -m2000 -N f1 -X ... done!
```

(S) Простые типы данных

Многие типы данных `Promela` *похожи на типы данных C*:

- `bool`: значения 0 и 1, они же `false` и `true`
- `bit`: синоним `bool`
- `byte`: значения — целые числа от 0 до 255
- `short`: значения — целые числа от $-2^{15} - 1$ до $2^{15} - 1$
- `int`: значения — целые числа от $-2^{31} - 1$ до $2^{31} - 1$
- `unsigned`: беззнаковые числа, хранящиеся в заданном числе бит, явно указываемом при объявлении
  - `unsigned x : 5;` — объявление беззнакового пятибитового числа `x` с начальным значением 2

Переменные всех этих типов по умолчанию инициализируются значением 0

Инициализация **не** по умолчанию выглядит *так же, как в C*:

тип переменная = *значение* ;

(S) Непростые типы данных

Одномерные массивы определяются *так же, как в C*, с поправкой на инициализацию:

- `byte x[4];` — одномерный массив `x` из 4-х элементов типа `byte`, каждый из которых инициализируется значением 0
- `byte x[4] = 1;` — то же самое, но каждый элемент инициализируется значением 1

Структуры определяются при помощи ключевого слова `typedef`, *аналогичного слову `struct` языка C*:

- `typedef T {bool a; int b;};` — тип `T` с полями `a`, `b`
- `typedef onedim {bool a[4];};` — "костыль", позволяющий определять многомерные массивы

Доступ к элементам массивов и полям структур осуществляется *так же, как в C*:

```
onedim x[3];
...
x[0].a[2] = true;
```

(S) Непростые типы данных

`mtype` — особый тип, *аналогичный перечислению enum в C* с некоторыми поправками:

- `mtype` — это имя типа, и такой тип всегда один
- объявление: `mtype = {`*имя1*`, ..., `*имяN*`};`
- объявлений может быть несколько, и все имена "сливаются" в один тип `mtype`
- начальное значение переменной этого типа — 0, и это значение отличается от всех имён

Ремарка: "`mtype`" = "`message type`"; изначальное назначение типа `mtype` — перечисление типов сообщений в каналах связи между процессами; но `mtype` можно использовать и в других целях, а о каналах будет рассказано дальше

Пример:

```
mtype = {A, B, C};
mtype = {D, E, F};
mtype x = B;
...
x = D;
```

(S) Композиция процессов

На каждом шаге выполнения системы текущая команда каждого запущенного процесса может быть:

- активной: процесс **может** выполнить команду во время перехода (процесс активен)
- неактивной, или заблокированной: процесс **не может** выполнить команду во время перехода (процесс неактивен, заблокирован)

Выполнению активной команды соответствует один или несколько переходов в модели Крипке (команды выполняются **недетерминированно**)

(S) Композиция процессов

Система выполняется пошагово согласно *семантике чередующихся вычислений*:

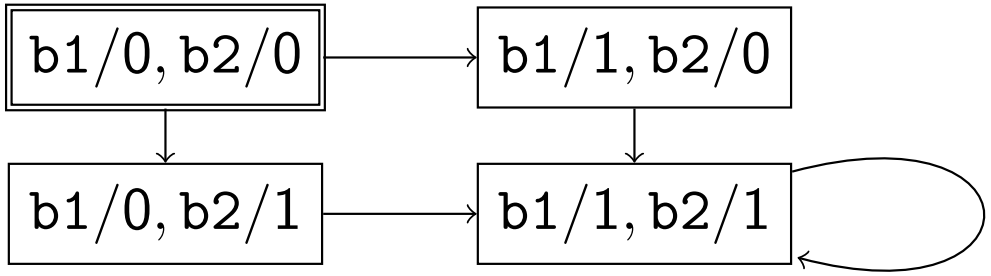
- недетерминированно выбирается активный процесс, и недетерминированно выполняется его текущая команда
- в модели Крипке для системы содержатся переходы согласно **всем** возможностям выбора процесса и способа выполнения его команды
- если все процессы неактивны, то *по умолчанию* в модель Крипке добавляется петля: переход, не изменяющий состояние системы

В особо оговорённых случаях при выполнении перехода могут выбираться несколько процессов, и их команды выполняются одновременно (*синхронно*)

(S) Композиция процессов

```
1 bool b1;
2 bool b2;
3
4 active proctype P() {b1 = !b1;}
5 active proctype Q() {b2 = !b2;}
```

Модель Крипке для этого примера выглядит так:

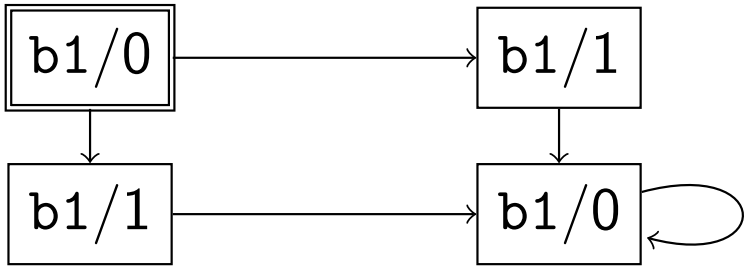


(S) Запуск нескольких одинаковых процессов

```
1 bool b1;
2
3 active [2] proctype P() {b1 = !b1;}
```

Чтобы запустить несколько процессов одного типа в начале работы системы, достаточно написать “`[N]`” справа от слова `active`, где `N` — то, сколько процессов должно быть запущено

Модель Крипке для этого примера выглядит так:



(S) Тело процесса

Тело процесса — это последовательность команд, разделённых символом “;”

Как и в C, каждая команда может быть предварена меткой:

метка : *команда*

Основные команды, использующиеся в теле процесса:

- *присваивание*
- условная команда (*аналогов в C нет*)
- *ветвление*
- *цикл*
- *goto*

(S) Тело процесса: присваивание

Присваивания выглядят *примерно так же, как и в C с сильно ограниченным синтаксисом*:

переменная++
переменная--
переменная = *выражение*

Присваивание всегда активно

Выполнение присваивания выглядит так:

- *переменная* изменяется заданным образом (увеличивается на 1; уменьшается на 1; в неё записывается значение *выражения*)
- управление передаётся следующей команде последовательности

(S) Выражения

В выражениях используются переменные, константы (целые числа, `true`, `false`, имена перечисления) и многие операции, *аналогичные операциям языка C*, например:

- арифметические операции: `+`, `-`, `*`, `/`
- побитовые операции: `<<`, `>>`, `~`, `&`, `^`, `|`
- арифметические отношения: `<`, `>`, `<=`, `>=`, `==`, `!=`
- логические операции: `!`, `&&`, `||`
- тернарный оператор: `->:` (“`->`” вместо “?”)
- операция индексирования массива: `[]`
- оператор доступа к полям структур: `.`

(S) Тело процесса: условная команда

Условной командой является любое булево выражение

Условная команда активна $\Leftrightarrow$ значение выражения равно `true`

Выполнение условной команды выглядит так:

- переменные не изменяются
- управление передаётся следующей команде последовательности

(S) Тело процесса: ветвление

```
if
:: непустая_последовательность_команд
...
:: непустая_последовательность_команд
fi
```

Альтернатива — это *непустая последовательность команд*, располагающаяся после "::"

Голова альтернативы — это первая команда *последовательности*

Альтернатива активна $\Leftrightarrow$ активна её голова

Ветвление активно $\Leftrightarrow$ активна хотя бы одна его альтернатива

Выполнение ветвления выглядит так:

- недетерминированно выбирается одна из активных альтернатив
- ветвление заменяется на выбранную альтернативу
- выполняется голова выбранной альтернативы

(S) Тело процесса: ветвление

```
if
:: непустая_последовательность_команд
...
:: непустая_последовательность_команд
fi
```

`else` — специальная **условная команда**:

- её можно написать только в голове не более чем одной альтернативы ветвления
- команда `else` активна $\Leftrightarrow$
  все остальные альтернативы неактивны

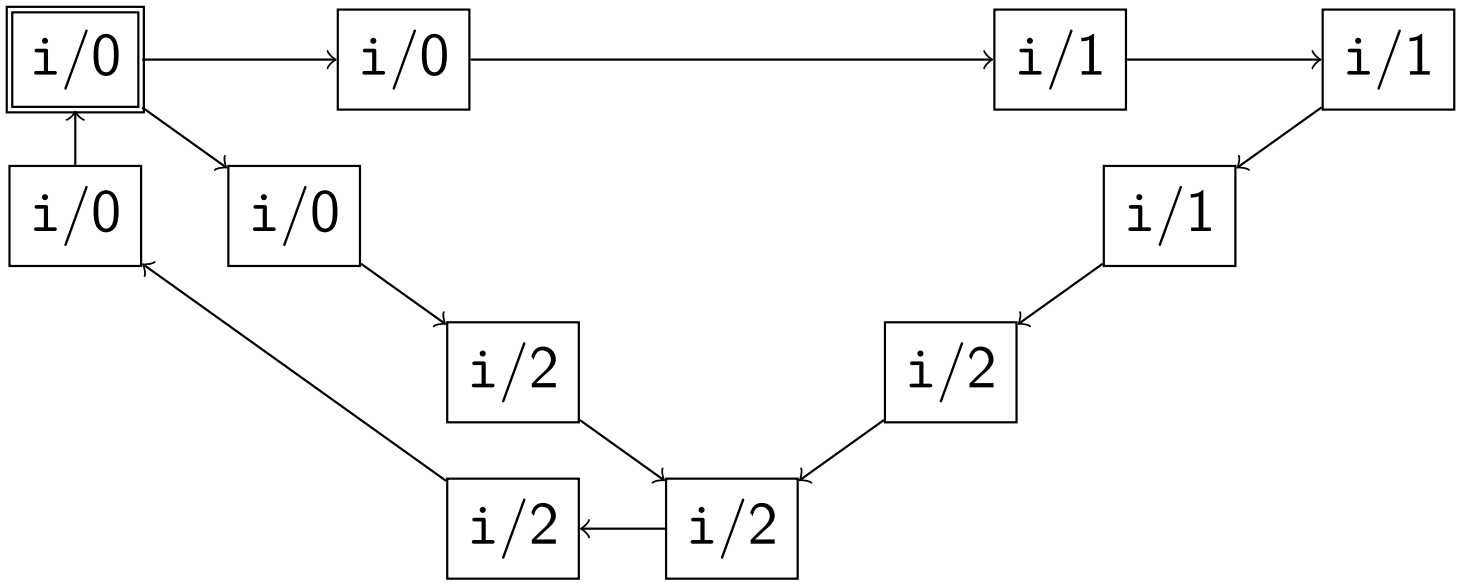
Вместо разделителя команд “;” можно писать синоним “`->`”, повышающий наглядность записи альтернатив

(S) Тело процесса: ветвление

```
byte i;

active proctype P() {
  L1: if
      :: i < 1 -> i = i + 2;
      :: i < 2 -> i++;
      :: else -> i = 0;
      fi;
  goto L1
}
```

Модель Крипке для этого примера выглядит так:



(S) Тело процесса: цикл

```
do
:: непустая_последовательность_команд
...
:: непустая_последовательность_команд
od
```

Команда цикла работает *почти так же*, как и команда ветвления

Единственное отличие: после выполнения альтернативы управление не передаётся следующей команде, а возвращается в начало цикла

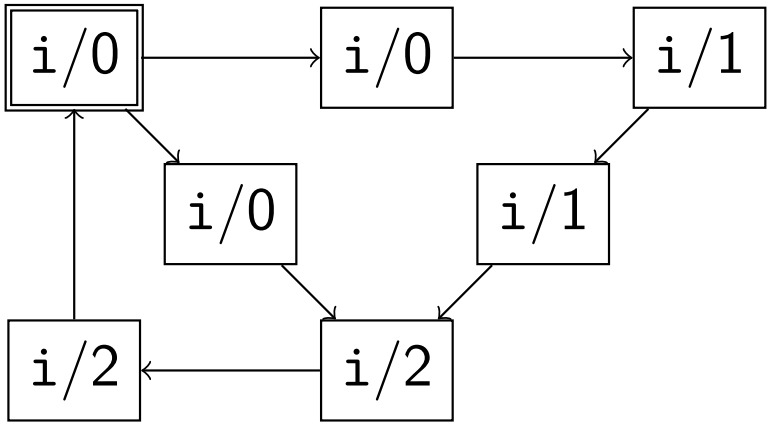
Ключевое слово `break` — это всегда активная команда, не изменяющая данных и принудительно передающая управление команде, следующей за циклом, ближайшим по вложенности

(S) Тело процесса: цикл

```
byte i;

active proctype P() {
  do
  :: i < 1 -> i = i + 2;
  :: i < 2 -> i++;
  :: else -> i = 0;
  od
}
```

Модель Крипке для этого примера выглядит так:



(S) Каналы связи

```
chan канал = [ёмкость] of {тип};
```

Там же, где объявляются глобальные переменные, можно объявлять и *каналы* связи двух видов:

- синхронные (*ёмкость* `==` 0)
- асинхронные (*ёмкость* `>` 0)

Через каналы пересылаются сообщения:
значения заданного *типа*

В канале содержится *очередь*,
вмещающая столько сообщений, какова *ёмкость* канала

Специальными командами можно:

- послать сообщение в канал: добавить в очередь
- принять сообщение из канала: извлечь из очереди сообщение, посланное раньше остальных, и по необходимости сохранить это сообщение в переменную

(S) Каналы связи (асинхронные)

`chan` *канал* `= [`*ёмкость*`] of {`*тип*`};`

(*ёмкость* > 0)

Команда посылки сообщения,
равного значению *выражения*, в *канал*:

канал ! *выражение*

Команда активна ⇔
размер очереди *канала* меньше его *ёмкости*

Выполнение команды выглядит так:

- значение *выражения* добавляется в очередь *канала*
- управление передаётся следующей команде

(S) Каналы связи (асинхронные)

`chan` *канал* `= [`*ёмкость*`] of {`*тип*`};`

(*ёмкость* > 0)

Команда приёма сообщения,
равного значению *выражения*, из *канала*:

канал`?`*выражение*

Команда активна ⇔ очередь *канала* непуста и сообщение,
посланное в *канал* раньше остальных,
равно значению *выражения*

Выполнение команды выглядит так:

- значения переменных не изменяются
- управление передаётся следующей команде

(S) Каналы связи (асинхронные)

`chan` *канал* `= [`*ёмкость*`] of {`*тип*`};`

(*ёмкость* > 0)

Команда приёма произвольного сообщения из *канала* с сохранением его в *переменную*:

канал`?`*переменная*

Команда активна ⇔ очередь *канала* непуста

Выполнение команды выглядит так:

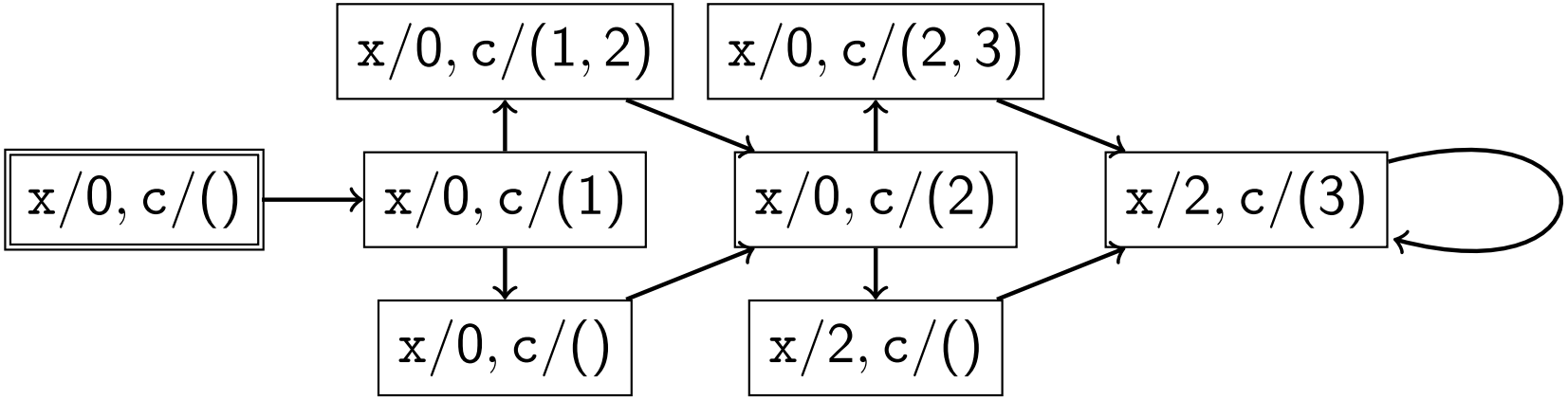
- сообщение, посланное в *канал* раньше остальных, удаляется из канала и присваивается *переменной*
- управление передаётся следующей команде

(S) Каналы связи (асинхронные)

```
chan c = [2] of {byte};
byte x;

active proctype P() {c!1; c!2; c!3;}
active proctype Q() {c?1; c?x; c?2;}
```

Модель Крипке для этого примера выглядит так:



(S) Каналы связи (синхронные)

`chan` *канал* `= [0] of {`*тип*`};`

Команда посылки сообщения,
равного значению *выражения*, в *канал*:

канал `!` *выражение*

Команда активна ⇔ среди текущих команд других процессов содержится одна из команд приёма

- *канал* `?` *переменная*
- *канал* `?` *другое_выражение*,
  причём значения *выражения* и *другого_выражения* равны

Обозначенные команды приёма (соответствующие посылке) также считаются активными

(S) Каналы связи (синхронные)

`chan` *канал* `= [0] of {`*тип*`};`

Команда посылки сообщения,
равного значению *выражения*, в *канал*:

канал `!` *выражение*

Выполнение команды посылки выглядит так:

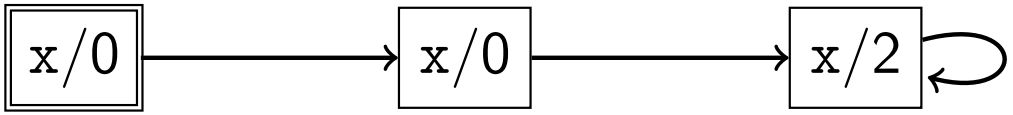
- недетерминированно выбирается процессов с приёмом, соответствующим посылке
- в процессе с посылкой **и выбранном процессе с приёмом** управление передаётся следующим командам
- если выбран процесс с приёмом в *переменную*, то в *переменную* записывается значение *выражения*

(S) Каналы связи (синхронные)

```
chan c = [0] of {byte};
byte x;

active proctype P() {c!1; c!2; c!3;}
active proctype Q() {c?1; c?x; c?2;}
```

Модель Крипке для этого примера выглядит так:



(S) Команда запуска процесса

Специальной командой можно запускать новые процессы при выполнении системы:

`run` *тип_процесса*`(`*аргументы*`)`

Эта команда всегда активна

Выполнение команды выглядит так:

- в системе запускается процесс указанного типа
- управление передаётся следующей команде

В описании типа процесса могут содержаться *параметры*:

- *параметры* — это список *объявлений*, разделённых “;”
- *объявление* ::= *тип* *список_имён_через_запятую*

Параметры запускаемого процесса и аргументы в описании процесса работают так же, как и *передача аргументов по значению при вызове функции в C/C++*

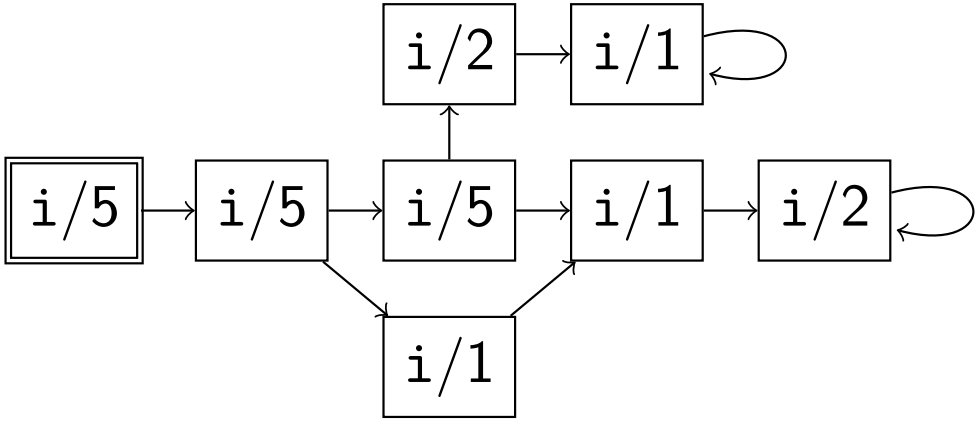
(S) Команда запуска процесса

```
byte i = 5;

proctype Q(byte a) {i = a;}

active proctype P() {
  run Q(1);
  run Q(2);
}
```

Модель Крипке для этого примера выглядит так:



(S) Неделимые последовательности команд

Иногда при описании системы параллельно работающих процессов возникает необходимость указать, что несколько команд процесса выполняются **неделимо**: так, чтобы между выполнением этих команд ни один другой запущенный процесс не мог выполнить свою команду

Например:

- если назначение процесса `P` в последнем примере — *инициализация* системы с двумя немного отличающимися процессами типа `Q`, то хотелось бы, чтобы первый запущенный процесс типа `Q` до выполнения своего первого действия подождал, пока запустится второй процесс типа `Q`
- в *протоколе доступа в критическую секцию*, основанном на семафорах, хотелось бы, чтобы между проверкой значения семафора и его изменением одним процессом другие процессы не могли начать работать с тем же семафором

(S) Неделимые последовательности команд

`atomic` {*непустая_последовательность_команд*}

Любую последовательность команд можно “обернуть” скобками с ключевым словом `atomic`, чтобы сделать её *неделимой*

Правила выполнения неделимой последовательности команд:

- если
  1. на предыдущем шаге работы системы выполнена команда процесса p, входящая в неделимую последовательность s, и
  2. текущая команда процесса p **активна** и входит в s,

  то при переходе **обязательно** выбирается процесс p
- в остальных случаях
  система выполняется по обычным правилам

Ограничение по использованию: средство `Spin` может работать некорректно, если в какой-либо неделимой последовательности системы содержится цикл

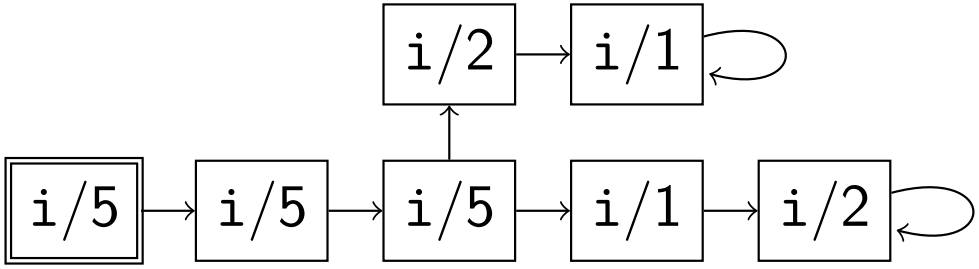
(S) Неделимые последовательности команд

```
byte i = 5;

proctype Q(byte a) {i = a;}

active proctype P() {
  atomic{
    run Q(1);
    run Q(2);
  }
}
```

Модель Крипке для этого примера выглядит так:



(S) Локальные переменные

В начале тела процесса можно объявлять *локальные переменные* так же, как вне тел всех процессов объявляются глобальные

Локальные переменные создаются и инициализируются для каждого процесса в момент его запуска, и исчезают из системы, когда исчезает процесс

Объявление локальной переменной **не является** командой

Если в системе запущен ровно один процесс заданного типа `P`, то доступ извне к его локальным переменной `x` и метке `L` осуществляется так: P:x, P@L

В частности, такие выражения можно использовать в LTL-свойствах ("`P@L`" = булево выражение "управление процесса `P` находится у метки `L`")

(*доступ к локальным переменным и меткам процесса, если запущено много процессов одного типа, менее тривиален — читайте документацию*)

(S) Пример для размышлений

```
bool near, dead, hunted;
mtype = {ping};
chan c = [0] of {mtype};

active proctype mosquito() {
  do
  :: !near && !dead            -> near = true; c!ping;
  :: near && !hunted && !dead -> near = false;
  od
}

active proctype bird() {
  do
  ::         c?ping           -> hunted = true;
  :: atomic{hunted && near  -> dead = true; hunted = false;}
  ::         hunted && !near -> hunted = false;
  od
}

ltl f1 {<>(near && <> dead)}
ltl f2 {[](near -> <> dead)}
ltl f3 {[](hunted -> <> dead)}
```

Что здесь происходит, и какие свойства выполнены?