

Математические методы верификации схем и программ

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

Блок О1

Обзор средства Spin

Лектор:

Подымов Владислав Васильевич

E-mail:

valdus@yandex.ru

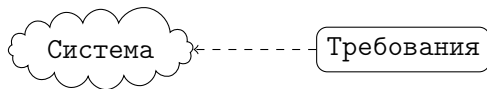
ВМК МГУ, 2023/2024, осенний семестр

Рассматриваемая ЗАДАЧА

Дано: неформальное описание

- ▶ системы и
- ▶ требований к ней

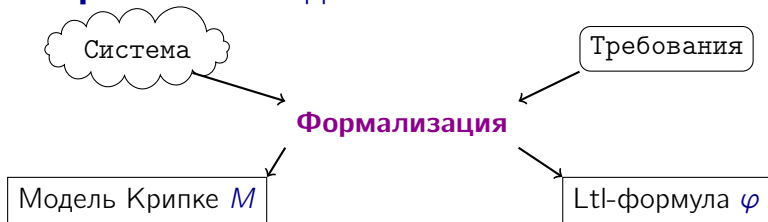
Требуется проверить, удовлетворяет ли система требованиям



Этой **ЗАДАЧЕ** посвящены обязательные домашние задания, в каждом из которых выбираются

- ▶ программное средство model checking, и в соответствии с ним —
- ▶ вид моделей для формализации систем,
- ▶ язык формальных спецификаций моделей и
- ▶ конкретные представления моделей и спецификаций на языке средства

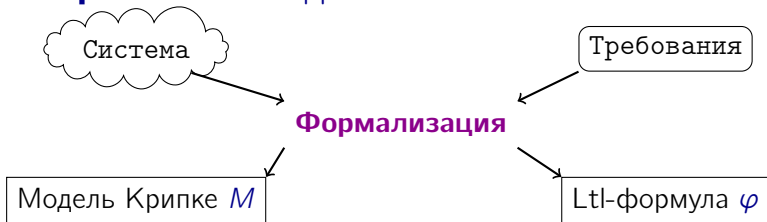
Рассматриваемая ЗАДАЧА



Средство **Spin** (для краткости — §) будем обсуждать относительно

- ▶ **моделей Крипке** как моделей рассматриваемых систем и
- ▶ **LTL** как языка формальных спецификаций

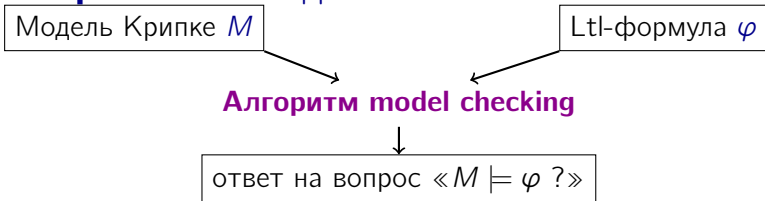
Рассматриваемая ЗАДАЧА



Основная трудность всех обязательных домашних заданий — это этап **формализации**, приближенный к «боевым условиям» (хотя и для «игрушечных» систем):

- ▶ Даются неформальные описания системы и требований
- ▶ Требуется придумать и реализовать модель и формальную спецификацию и убедить в их правильности сначала себя, и затем «заказчика»
 - ▶ *Здесь «заказчик» — это я, и если всё решено разумно и верно, то убедить меня будет нетрудно*

Рассматриваемая ЗАДАЧА



Алгоритмы верификации, используемые на практике в соответствующих программных средствах, как правило, так или иначе основаны на **автоматном алгоритме**

В § используются

- ▶ автоматный алгоритм
- ▶ с построением автомата Бюхи, исследуемого на пустоту, «на лету» при помощи комбинации обходов в глубину,
- ▶ и эвристиками для оптимизации автомата и его обхода

Рассматриваемая ЗАДАЧА

Существует немало программных средств для проверки выполнимости ltl-формул на моделях Крипке или родственных видах моделей:

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

Дисклеймер: это просто несколько средств, выбранных как целенаправленно, так и наугад с соответствующей страницы в Википедии несколько лет назад

Подробно остановимся только на §, так как:

- ▶ у этого средства открытый исходный код, и его можно свободно использовать для академических целей
- ▶ это средство, *хотя и старое, но* достаточно популярно, особенно как отправная точка для обучения model checking на практике
- ▶ его язык (**P**romela: **P**rocess **m**eta **l**anguage; для краткости — p) достаточно прост для понимания

§: 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]}
```

Начнём с простого примера, чтобы на нём быстро и просто обсудить,

- ▶ как связаны μ и модели Крипке с ltl-формулами и
- ▶ как использовать § для model checking

Некоторые конструкции μ похожи на аналогичные конструкции в C/C++ или даже полностью совпадают с ними

(вплоть до возможности встраивания кода на C в модель на μ)

р и модели 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 строке 1 объявлена глобальная булева переменная **b**

В этой переменной могут храниться два значения:
0 (синоним false) и 1 (синоним true)

Эта переменная инициализируется значением 0

р и модели 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]}
```

Р в строке 3 — это **тип процесса**
(что-то вроде **класса/функции** в C/C++)

Объявление типа процесса устроено так:

proctype <тип_процесса> (<параметры>) {<тело>}

р и модели 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
в системе содержится некоторое количество процессов

Процесс — это, по сути, **императивная программа**:
имеет своё **состояние вычисления**, складывающееся из
состояния управления (набор команд в остатке выполнения) и
состояния данных (значений локальных переменных процесса)

р и модели 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]}
```

Глобальные переменные модели — это **общие переменные**, к которым имеют доступ все процессы

Состояние модели ρ — это совокупность значений глобальных переменных и состояний вычисления процессов

р и модели 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 словом **proctype** означает, что в начале выполнения системы (в начальном состоянии модели Крипке) запущен один процесс этого типа

Состояние управления процесса при запуске — это первая команда тела

р и модели 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]}
```

Процесс типа P в примере содержит ровно одно состояние управления (это объяснится позже)

С учётом этого в модели Крипке, соответствующей системе выше, содержится ровно два состояния, и ровно одно из них начальное:

$b/0$

$b/1$

(состояния управления здесь и далее опущены для экономии места)

р и модели 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 содержится ровно один процесс, то он выполняется естественно как **императивная программа**

Например, процесс в примере

- ▶ содержит бесконечный безусловный цикл (do-od)
- ▶ на каждом витке цикла переключает значение переменной *b*
- ▶ выполняет один виток цикла за один переход

(это объяснится позже)

р и модели 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]}
```

Состояния и переходы модели Крипке, соответствующей системе выше:



р и ltl-формулы

```
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]}
```

Формальная спецификация системы в р записывается в том же файле (тексте), что и сама система Ltl-спецификации в р пишутся так:

- ▶ Для **именованных** формул:

```
ltl <имя_формулы> { <ltl-формула> }
```

- ▶ Для **безымянных** формул:

```
ltl { <ltl-формула> }
```

- ▶ Безымянную формулу рекомендуется использовать в том и только том случае, если это единственная формула в тексте

р и ltl-формулы

```
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}
```

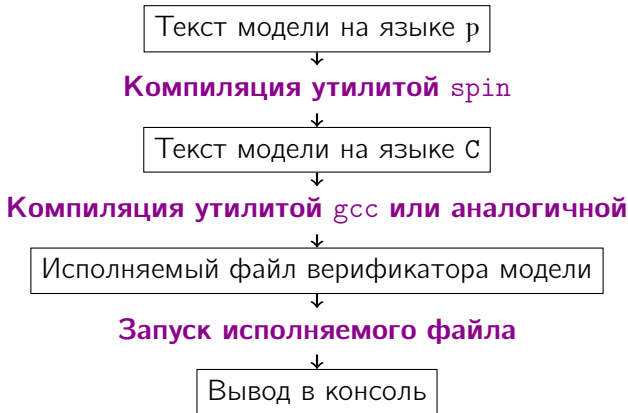
БНФ ltl-формул (φ) в р: $((\varphi \leftrightarrow \psi) = ((\varphi \rightarrow \psi) \& (\psi \rightarrow \varphi)))$

$\varphi ::= \langle \text{булево_выражение} \rangle \mid (\varphi \& \& \varphi) \mid (\varphi \mid \mid \varphi) \mid (!\varphi) \mid$
 $(\varphi \rightarrow \varphi) \mid (\varphi \text{ implies } \varphi) \mid (\varphi \leftrightarrow \varphi) \mid (\varphi \text{ equivalent } \varphi)$
 $([]\varphi) \mid (\text{always } \varphi) \mid (<\>\varphi) \mid (\text{eventually } \varphi) \mid$
 $(\varphi U \varphi) \mid (\varphi \text{ until } \varphi)$

В лекциях	В р	В лекциях	В р
$\rightarrow$	$\rightarrow$, implies	$\leftrightarrow$	$\leftrightarrow$, equivalent
G	$[]$, always	F	$<\>$, eventually
U	U , until	X	отсутствует(!)

§: ИСПОЛЬЗОВАНИЕ

Общая «низкоуровневая» схема верификации при помощи §:



Чтобы не тратить много времени на набор нужных команд с нужными флагами в консоли, рекомендуется использовать оболочку, в которой эти команды выполняются в нужном порядке по нажатию кнопки

§: ИСПОЛЬЗОВАНИЕ

Оболочка `jspin` (рекомендуется)

Это оболочка от сторонних разработчиков, написанная на `java`

Для запуска оболочки следует запустить основной архив `java jspin.jar` согласно возможностям ОС

Например, в консоли `Linux`:

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

§: ИСПОЛЬЗОВАНИЕ

Оболочка jspin (рекомендуется)

После запуска в папке jar-архива появится файл настроек config.cfg

Для не-Windows следует его отредактировать

(как минимум подчёркнутые строки ниже) и перезапустить оболочку

```
config.cfg
1 #jSpin configuration file
2 #Wed Dec 15 09:27:07 IST 2010
3 VERIFY_OPTIONS=-a
4 FONT_SIZE=14
5 PAN_OPTIONS=-X
6 WIDTH=1000
7 INTERACTIVE_OPTIONS=-i -X
8 SELECT_MENU=5
9 WRAP=true
10 SELECT_BUTTON=220
11 SPIN=/path/to/spin/binary/spin
12 LR_DIVIDER=400
13 CHECK_OPTIONS=-a
14 VERIFY_MODE=Safety
15 VARIABLE_WIDTH=10
16 MSC=false
17 SOURCE_DIRECTORY=jspin-examples
18 TAB_SIZE=4
19 RAW=false
20 C_COMPILER_OPTIONS=-o pan pan.c
21 VERSION=6
22 COMMON_OPTIONS=-g -l -p -r -s
23 TRAIL_OPTIONS=-t -X
24 MAX_DEPTH=2000
25 TRANSLATE_OPTIONS=-f
26 C_COMPILER=gcc
27 STATEMENT_TITLE=Statement
28 DOT=dot
29 EXIT_FILE_NAME=txt\copyright
```

§: ИСПОЛЬЗОВАНИЕ

Оболочка *ispin* (тоже можно)

Это оболочка от разработчиков §, написанная на tcl/tk

Эта оболочка такая же старая, как и сам §,
но в целом выполняет свою задачу

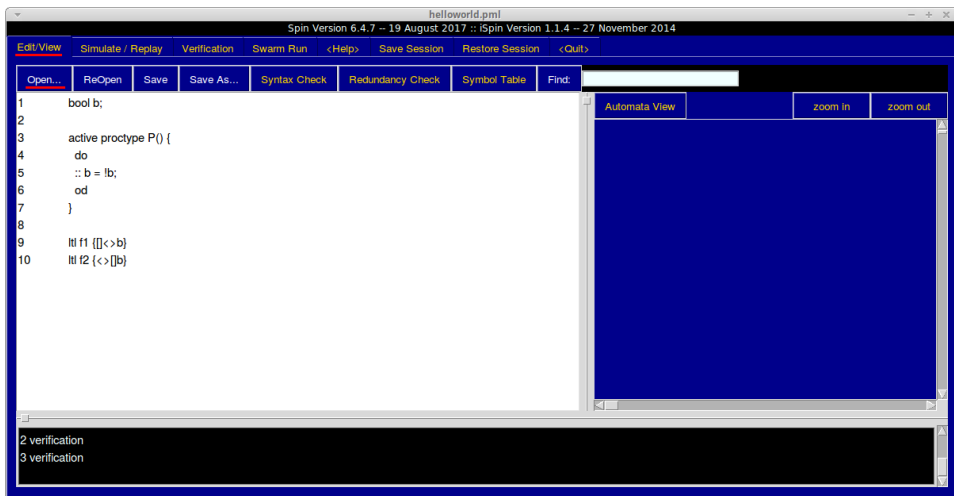
Для запуска оболочки требуется сделать так,
чтобы в консоли была команда «spin», и запустить главный tcl-файл:

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

§: ИСПОЛЬЗОВАНИЕ

Оболочка ispin (тоже можно)

Вкладка обзора кода (Edit/View):



§: ИСПОЛЬЗОВАНИЕ

Оболочка ispin (тоже можно)

Вкладка верификации (Verification):

The screenshot shows the Spin verification tool interface. The title bar indicates the file is 'helloworld.pml'. The main menu bar includes 'Edit/View', 'Simulate / Replay', 'Verification' (which is the active tab), 'Swarm Run', '<Help>', 'Save Session', 'Restore Session', and '<Quit>'. The 'Verification' tab is divided into several sections: 'Safety' (with options for invalid endstates, assertion violations, and assertions), 'Storage Mode' (with options for exhaustive, minimized automata, collapse compression, hash-compact, and bitstate/supertrace), 'Search Mode' (with options for depth-first search, partial order reduction, bounded context switching, iterative search for short trail, breadth-first search, and report unreachable code), 'Liveness' (with options for non-progress cycles, acceptance cycles, and enforce weak fairness constraint), and 'Never Claims' (with options for do not use a never claim or ltl property and use claim). The 'Run' button is highlighted in red. The 'Save Result in:' field is set to 'pan.out'. The bottom left shows a code editor with the following code:

```
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}
```

The bottom right shows a console window with the following output:

```
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  
No errors found -- did you verify all claims?
```

§: ИСПОЛЬЗОВАНИЕ

Консоль (не рекомендуется, но и не запрещается)

Далее приводятся команды и результаты для консоли Linux

Компиляция утилитами spin и gcc:

```
> 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

Консоль (не рекомендуется, но и не запрещается)

Запуск верификатора и вывод, отвечающий выполнению формулы:

```
> ./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

Консоль (не рекомендуется, но и не запрещается)

Запуск верификатора и вывод, отвечающий невыполнению формулы:

```
> ./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

р: «простые» типы данных

Некоторые типы данных р похожи на типы данных С:

- ▶ `bool`: 0 (false), 1 (true)
- ▶ `bit`: синоним типа `bool`
- ▶ `byte`: целые числа от 0 до 255
- ▶ `short`: целые числа от $-2^{15} - 1$ до $2^{15} - 1$
- ▶ `int`: целые числа от $-2^{31} - 1$ до $2^{31} - 1$
- ▶ `unsigned`: неотрицательные целые числа с заданным числом разрядов в двоичной записи:
 - ▶ `unsigned x : N;` — объявление переменной `x`, хранящей `N`-разрядное целое неотрицательное число

Значение по умолчанию для всех этих типов — 0

Инициализация значением не по умолчанию устроена так же, как и в С:

`<тип> <переменная> = <значение>;`

р: «непростые» типы данных

Одномерные массивы устроены так же, как и в C, если не считать особенностей инициализации:

- ▶ `byte x[4];` — объявление массива `x` из 4-х элементов типа `byte`, и все элементы инициализируется значением 0
- ▶ `byte x[4] = 1;` — то же самое, но все элементы инициализируются значением 1

Структуры объявляются примерно как в C,

но с ключевым словом `typedef` вместо `struct`:

- ▶ `typedef T {bool a; int b;};` — объявление структуры `T` с булевым полем `a` и полем `b` типа `int`
- ▶ `typedef onedim {bool a[4];};` — многомерный массив можно объявить как массив структур, содержащих массивы меньшей размерности

Доступ к элементам массивов и структур устроен так же, как и в C:

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

p: «непростые» типы данных

`mtype` — тип, похожий на `enum` в C, но с непривычными особенностями:

- ▶ `mtype` — это имя типа (как `bool` и `int`)
- ▶ определение перечисляемых элементов этого типа выглядит так:
`mtype = {name_1, ..., name_N};`
- ▶ все такие определения «сливаются» в одно содержащее совокупность всех определённых элементов
- ▶ значение переменной типа `mtype` по умолчанию — 0 и не совпадает ни с одним из перечисляемых значений

Пояснение: «`mtype`» = «message type»; по задумке, это конечный набор типов сообщений, которыми могут обмениваться процессы (*об этом будет говориться позже*); но можно его использовать и как обычное перечисление

Пример:

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

р: композиция процессов

В каждом состоянии системы каждая команда находится в одном из двух режимов:

- ▶ **активна**: может быть выполнена
- ▶ **неактивна (заблокирована)**: не может быть выполнена

Все процессы также делятся на активные и неактивные (заблокированные) относительно заданного состояния системы:

процесс активен $\Leftrightarrow$

активна команда, которая должна быть выполнена в нём следующей

Выполнение следующей команды активного процесса

(**один шаг согласно операционной семантике**)

отвечает одному переходу в модели Крипке

Некоторые команды могут выполняться несколькими способами, и тогда каждому способу выполнения отвечает свой переход в модели, и выполнению команды — выбор и выполнение одного из переходов

р: композиция процессов

Композиция процессов в r устроена согласно семантике чередования

Один шаг выполнения системы устроен так:

- ▶ Недетерминированно выбирается активный процесс
- ▶ В выбранном процессе недетерминированно выбирается способ выполнения следующей команды
- ▶ Выполняется переход, отвечающий выбранному способу выполнения команды

Таким образом, переходы системы из заданного состояния отвечают

всем возможностям выбора активного процесса

и выполнения его команды

Если в состоянии нет ни одного активного процесса,

то считается, что существует переход из этого состояния в него же¹

Иногда, *когда об этом говорится явно*, могут

одновременно (**синхронно**) выполняться команды нескольких процессов,

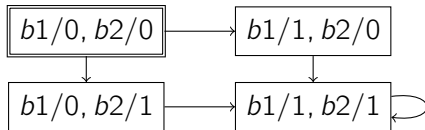
то есть в r содержатся некоторые средства синхронизации процессов

¹ Дела обстоят чуть более нетривиально, но это лучше обсудить на семинаре

p: композиция процессов

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

Модель Крипке, отвечающая этой системе:

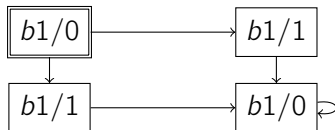


p: активация нескольких процессов одного типа

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

Чтобы добавить N процессов одного типа в начальное состояние, достаточно дописать « [N] » после ключевого слова «active»

Модель Крипке, отвечающая системе выше:



р: тело процесса

Тело процесса — это последовательность **команд** с разделителем «**;**» (или синонимом «**->**»)

Как и в C, перед каждой командой может быть дописана **метка**:

<метка> : **<команда>**

Основной набор команд:

- ▶ **присваивания**
- ▶ **условные команды** (их аналогов в C нет)
- ▶ **ветвления**
- ▶ **циклы**
- ▶ **goto**

р: тело процесса, присваивания

Присваивание выглядит так же, как и в C с ограниченным синтаксисом:

$\langle \text{переменная} \rangle ++$

$\langle \text{переменная} \rangle --$

$\langle \text{переменная} \rangle = \langle \text{выражение} \rangle$

Присваивание всегда активно

Шаг выполнения присваивания S определяется естественно и детерминированно:

- ▶ Значение $\langle \text{переменной} \rangle$ изменяется как написано в S (увеличивается или уменьшается на 1; перезаписывается значением $\langle \text{выражения} \rangle$)
- ▶ Управление передаётся команде, следующей за S

р: выражения

Выражение составляется из переменных, констант (целые числа, true, false, перечисляемые имена) и операций, **аналогичных операциям в C**:

- ▶ арифметические: `+`, `-`, `*`, `/`
- ▶ побитовые: `<<`, `>>`, `~`, `&`, `^`, `|`
- ▶ сравнения: `<`, `>`, `<=`, `>=`, `==`, `!=`
- ▶ логические: `!`, `&&`, `||`
- ▶ тернарный оператор: `->`: («-» вместо «?»)
- ▶ индексирование: `[]`
- ▶ доступ к полю: `.`

p: тело процесса, условные команды

Условная команда — это команда, представляющая собой булево выражение

Условная команда **активна** $\Leftrightarrow$ значение этого выражения есть true

Шаг выполнения активной условной команды S детерминирован и устроен так:

- ▶ Значения всех переменных не изменяются
- ▶ **Управление** передаётся команде, следующей за S

р: тело процесса, ветвление

```
if  
  :: <альтернатива>  
  ...  
  :: <альтернатива>  
fi
```

Альтернатива ветвления — это непустая последовательность команд, записанная после «::»

Голова альтернативы — это первая команда последовательности, а **хвост** — всё остальное

Альтернатива активна $\Leftrightarrow$ активна её голова

Ветвление **активно** $\Leftrightarrow$ активна хотя бы одна из его альтернатив

Шаг выполнения активного ветвления:

- ▶ недетерминированно выбирается одна из его активных альтернатив
- ▶ ветвление заменяется на выбранную альтернативу
- ▶ выполняется один шаг головы альтернативы

p: тело процесса, ветвление

```
if  
:: <альтернатива>  
...  
:: <альтернатива>  
fi
```

else — это особая **условная команда**:

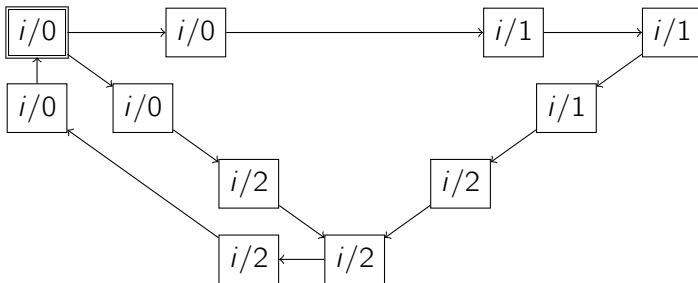
- ▶ её можно использовать только в голове альтернативы, и не более чем одной для ветвления
- ▶ эта команда **активна** $\Leftrightarrow$ остальные альтернативы ветвления заблокированы

Чтобы повысить читаемость кода, иногда может быть удобно разделять голову и хвост альтернативы записью «->» вместо «;»

p: тело процесса, ветвление

```
1 byte i;  
2  
3 active proctype P() {  
4     L1: if  
5         :: i < 1 -> i = i + 2;  
6         :: i < 2 -> i++;  
7         :: else -> i = 0;  
8     fi;  
9     goto L1  
10 }
```

Модель Крипке, отвечающая этой системе:



р: тело процесса, цикл

```
do
  :: <альтернатива>
  ...
  :: <альтернатива>
od
```

Цикл в р во многом похож на ветвление

Единственное отличие:

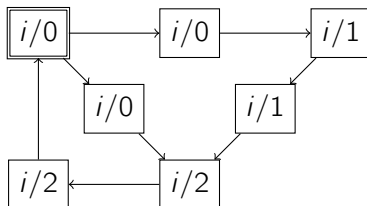
когда выполнены все команды выбранной альтернативы,
управление передаётся не следующей команде, а обратно циклу

Ключевое слово **break** — это всегда **активная** команда,
шаг выполнения которой не изменяет значения переменных
и передаёт управление команде,
следующей за ближайшим объемлющим циклом

p: тело процесса, цикл

```
1 byte i;  
2  
3 active proctype P() {  
4   do  
5     :: i < 1 -> i = i + 2;  
6     :: i < 2 -> i++;  
7     :: else -> i = 0;  
8   od  
9 }
```

Модель Крипке, отвечающая этой системе:



run: тело процесса, команда запуска процесса

Команда запуска предназначена для добавления процессов в систему по ходу выполнения:

```
run <тип_процесса> (<аргументы>)
```

Эта команда всегда активна

Шаг выполнения команды запуска S :

- ▶ Запускается и добавляется в систему процесс указанного типа
- ▶ Управление передаётся команде, следующей за S

В общем случае в объявлении типа процесса могут содержаться <параметры>:

- ▶ <Параметры> — это список <объявлений> с разделителем «;»
- ▶ <объявление> ::= <тип> <список_имён_через_,>

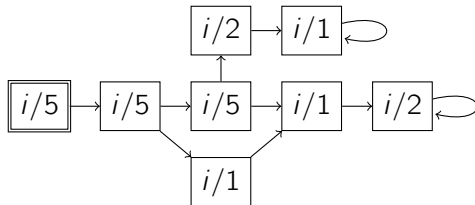
<Параметры> и <аргументы> связаны

так же, как и в C/C++ при передаче по значению

p: тело процесса, команда запуска процесса

```
1 byte i = 5;  
2  
3 proctype Q(byte a) {i = a;}  
4  
5 active proctype P() {  
6   run Q(1);  
7   run Q(2);  
8 }
```

Модель Крипке, отвечающая этой системе:



р: тело процесса, атомарные наборы команд

Иногда фрагмент тела процесса, выполняющийся за несколько шагов, требуется сделать **атомарным**: таким, чтобы его выполнение не могло быть прервано выполнением команд других процессов

Например:

- ▶ Если процесс типа P в последнем примере задумывался для *инициализации* системы с процессами $Q(1)$ и $Q(2)$, то выполнение P должно быть атомарным (не прерываться выполнением процессов Q)
- ▶ В протоколах доступа в критическую секцию, основанных на семафорах, проверка условия и блокировка должны быть атомарной парой действий

p: тело процесса, атомарные наборы команд

Объявить `<непустую_последовательность_команд>` атомарной можно так:

```
atomic {<непуста_последовательность_команд>}
```

Особенности выполнения атомарной последовательности:

► Если

1. последняя выполненная команда
входит в атомарную последовательность s процесса p и
2. следующая команда процесса p **активна** и тоже входит в s ,
то все процессы, кроме p ,
блокируются при выборе следующего перехода

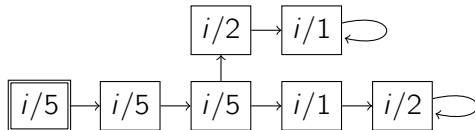
► Иначе система выполняется как обычно

Будьте осторожны при использовании `atomic`: в § содержится ряд документированных и undocumented особенностей трактовки атомарных последовательностей, в связи с которыми, в числе прочего, лучше (а) **никогда** не писать атомарные циклы и (б) иметь в виду, что последовательность переходов атомарной последовательности может быть «схлопнута» в один переход с потерей промежуточных состояний

p: тело процесса, атомарные наборы команд

```
1 byte i = 5;  
2  
3 proctype Q(byte a) {i = a;}  
4  
5 active proctype P() {  
6   atomic{  
7     run Q(1);  
8     run Q(2);  
9   }  
10 }
```

Модель Крипке, отвечающая этой системе:



p: тело процесса, локальные переменные

Локальная переменная процесса объявляется в начале тела, как и в C (но не в современном C++)

Локальные переменные существуют тогда же, когда существует содержащий их процесс, и инициализируются при запуске процесса

Объявление локальной переменной — это **не** команда

Если в системе создаётся и выполняется **ровно один** процесс типа P, то обратиться к его локальной переменной x и метке L можно так: P:x, P@L

Эти выражения могут быть использованы, в частности, и в ltl-формуле соответственно как значение переменной x и условие «управление процесса находится у метки L»)

*(Если в системе создаётся несколько процессов заданного типа, то **внимательно** прочитайте документацию, если хотите обратиться к его локальной переменной или метке)*

р: каналы связи

Каналы связи объявляются там же, где и глобальные переменные, и делается это так:

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

Сообщение — это значение заданного <типа>, передающееся через канал

Каналы в р работают по принципу очереди заданной <ёмкости>:

- ▶ Можно отправлять (добавлять) сообщения в канал и принимать (удалять) их из канала
- ▶ Если сообщение $m1$ отправлено раньше $m2$, то и принято $m1$ будет раньше, чем $m2$
- ▶ Если в канале уже содержится столько сообщений, какова его <ёмкость>, то в канал нельзя отправить ещё одно сообщение

р: каналы связи

Каналы ёмкости 0 будем называть **синхронными**,
а остальные — **асинхронными**

Канал **пуст**, если не содержит ни одного сообщения, и **непуст** иначе

Канал **полон**, если содержит столько сообщений, какова его ёмкость,
и **неполон** иначе

Головой канала будем называть хранящееся в нём сообщение,
отправленное раньше всех остальных хранящихся в нём сообщений

р: каналы связи, асинхронные

```
chan <канал> = [<ёмкость>] of {<тип>};  
(<ёмкость> > 0)
```

Команда отправки сообщения:

<канал> ! *<выражение>*

Команда активна $\Leftrightarrow$ *<канал>* неполон

Шаг выполнения команды отправки *S*:

- ▶ Вычисляется значение *<выражения>*
- ▶ Вычисленное значение отправляется в канал
- ▶ Управление передаётся команде, следующей за *S*

р: каналы связи, асинхронные

```
chan <канал> = [<ёмкость>] of {<тип>};  
( $\langle \text{ёмкость} \rangle > 0$ )
```

Команда чтения сообщения:

$\langle \text{канал} \rangle ? \langle \text{переменная} \rangle$

Команда активна $\Leftrightarrow \langle \text{канал} \rangle$ непуст

Шаг выполнения команды чтения S :

- ▶ Голова $\langle \text{канала} \rangle$ присваивается в $\langle \text{переменную} \rangle$ и удаляется из $\langle \text{канала} \rangle$
- ▶ Управление передаётся команде, следующей за S

р: каналы связи, асинхронные

`chan` `<канал>` = [`<ёмкость>`] of {`<тип>`};
(`<ёмкость>` > 0)

Команда приёма сообщения: (выражение отлично от переменной)
`<канал>?<выражение>`

Команда активна $\Leftrightarrow$

`<канал>` непуст и значение `<выражения>` равно голове канала

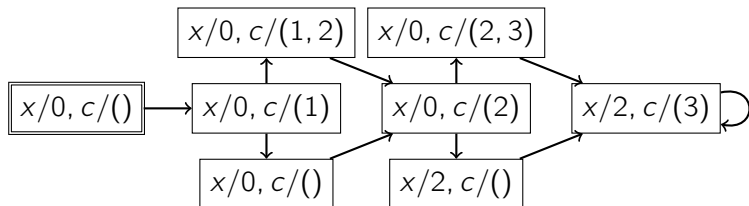
Шаг выполнения команды приёма `S`:

- ▶ Значения переменных не изменяются
- ▶ Голова удаляется из канала
- ▶ Управление передаётся команде, следующей за `S`

р: каналы связи, асинхронные

```
1 chan c = [2] of {byte};  
2 byte x;  
3  
4 active proctype P() {c!1; c!2; c!3;}  
5 active proctype Q() {c?1; c?x; c?2;}
```

Модель Крипке, отвечающая этой системе:



р: каналы связи, синхронные

```
chan <канал> = [0] of {<тип>;};
```

Команда отправки сообщения:

```
<канал> ! <выражение>
```

Команда **активна** $\Leftrightarrow$ хотя бы в одном процессе следующей должна выполниться команда хотя бы одного из следующих видов:

- ▶ Команда чтения: $\langle \text{канал} \rangle ? \langle \text{переменная} \rangle$
- ▶ Команда приёма: $\langle \text{канал} \rangle ? \langle \text{другое_выражение} \rangle$,
где $\langle \text{другое_выражение} \rangle$ отлично от переменной
и его значение равно значению $\langle \text{выражения} \rangle$

Упомянутые команды чтения и приёма также считаются **активными**

р: каналы связи, синхронные

```
chan <канал> = [0] of {<тип>};
```

Команда отправки сообщения:

```
<канал> ! <выражение>
```

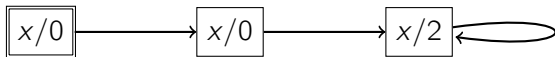
Шаг выполнения команды отправки:

- ▶ Недетерминированно выбирается одна из соответствующих активных команд чтения или приёма
- ▶ Если выбрана команда чтения, то в указанную в ней переменную присваивается значение <выражения>
- ▶ Если выбрана команда приёма, то значения переменных не изменяются
- ▶ Управление передаётся командам, следующим за выбранными командами отправки и приёма/чтения

р: каналы связи, синхронные

```
1 chan c = [0] of {byte};  
2 byte x;  
3  
4 active proctype P() {c!1; c!2; c!3;}  
5 active proctype Q() {c?1; c?x; c?2;}
```

Модель Крипке, отвечающая этой системе:



§: заключительный пример

```
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)}
```

Как устроена соответствующая модель Крипке,
и какие из записанных формул выполняются на ней?