

---

## Cours MALG & MOVEX

# Modélisation, spécification et vérification (III)

---

Dominique Méry  
Telecom Nancy, Université de Lorraine

---

Année universitaire 2025-2026 (19 février 2026 11:22 P.M.)

- ① stop movex 4
- ② Exemples de correction partielle (affectation simple)
- ③ Annotation et vérification outillée avec TLA/TLA<sup>+</sup>  
    Vérification avec TLA et ses outils
- ④ Checking invariant and safety properties in PlusCal
- ⑤ Conclusion et limites

- ① stop movex 4
- ② Exemples de correction partielle (affectation simple)
- ③ Annotation et vérification outillée avec TLA/TLA<sup>+</sup>  
Vérification avec TLA et ses outils
- ④ Checking invariant and safety properties in PlusCal
- ⑤ Conclusion et limites

- ① stop movex 4
- ② Exemples de correction partielle (affectation simple)
- ③ Annotation et vérification outillée avec TLA/TLA<sup>+</sup>  
Vérification avec TLA et ses outils
- ④ Checking invariant and safety properties in PlusCal
- ⑤ Conclusion et limites

- ① stop movex 4
- ② Exemples de correction partielle (affectation simple)
- ③ Annotation et vérification outillée avec TLA/TLA<sup>+</sup>  
Vérification avec TLA et ses outils
- ④ Checking invariant and safety properties in PlusCal
- ⑤ Conclusion et limites

## Simple contrat (I)

$$pre(v_0) \wedge v = v_0 \wedge v_f = f(v) \Rightarrow post(v_0, v_f) \quad (1)$$

requires  $pre(v_0)$   
 ensures  $post(v_0, v_f)$   
 variables  $V$

$$\begin{cases} \text{begin} \\ 0 : P_0(v_0, v) \\ V := f(V) \\ f : P_f(v_0, v) \\ \text{end} \end{cases}$$

Liste des conditions à vérifier pour prouver (I)

- ▶  $v = v_0 \wedge pre(v_0) \Rightarrow P_0(v_0, v)$
  - ▶  $pre(v_0) \wedge P_0(v_0, v) \wedge v' = f(v) \Rightarrow P_f(v_0, v')$
  - ▶  $pre(v_0) \wedge P_f(v_0, v) \Rightarrow post(v_0, v)$
  - ▶ (I) et (II) sont équivalents et (II) est la définition de l'invariance de  $A(x_0, x) \stackrel{\text{def}}{=} (x_0 = (0, v_0) \wedge x = (f, v) \Rightarrow post(v_0, v))$ .

$$\begin{aligned} x_0 = (0, v_0) \wedge pre(v_0) \wedge x_0 &\xrightarrow{[V := f(V)]} x \\ \Rightarrow (x_0 = (0, v_0) \wedge x = (f, v) \Rightarrow post(v_0, v)) \end{aligned} \quad (\text{II})$$

$$v = v_0 \wedge pre(v_0) \wedge v_f = g(f(v)) \Rightarrow post(v_0, v_f) \text{ (I)}$$

```
requires pre(v0)
ensures post(v0, vf)
variables V
begin
  0 : P0(v0, v)
  V := f(V)
  1 : P1(v0, v)
  V := g(V)
  f : Pf(v0, v)
end
```

Liste des conditions à vérifier pour prouver (I)

- ▶  $v = v_0 \wedge pre(v_0) \Rightarrow P_0(v_0, v)$
- ▶  $pre(v_0) \wedge P_0(v_0, v) \wedge v' = f(v) \Rightarrow P_1(v_0, v')$
- ▶  $pre(v_0) \wedge P_1(v_0, v) \wedge v' = g(v) \Rightarrow P_f(v_0, v')$
- ▶  $pre(v_0) \wedge P_f(v_0, v) \Rightarrow post(v_0, v)$
- ▶ (I) et (II) sont équivalents et (II) est la définition de l'invariance de  $A(x_0, x) \stackrel{\text{def}}{=} (x = (f, v) \Rightarrow post(v_0, v))$ .

$$x_0 = (0, v_0) \wedge pre(v_0) \wedge x_0 \xrightarrow{[\mathbf{v} := f(\mathbf{v}) ; \mathbf{v} := g(\mathbf{v})]} x \Rightarrow (x = (f, v) \Rightarrow post(v_0, v)) \text{ (II) g}$$

- ① stop movex 4
- ② Exemples de correction partielle (affectation simple)
- ③ Annotation et vérification outillée avec TLA/TLA<sup>+</sup>  
Vérification avec TLA et ses outils
- ④ Checking invariant and safety properties in PlusCal
- ⑤ Conclusion et limites

## Méthode de correction de propriétés de sûreté

Soit  $A(\ell_0, v_0, \ell, v)$  une propriété d'un programme P. Soit une famille d'annotations famille de propriétés  $\{P_\ell(v_0, v) : \ell \in \text{LOCATIONS}\}$  pour ce programme. Si les conditions suivantes sont vérifiées :

$\forall v_0, v, v' \in \text{MEMORY} :$

$$\left\{ \begin{array}{l} (1) \quad \text{pre}(P)(v_0) \wedge v = v_0 \Rightarrow P_\ell(v_0, v) \\ (2) \quad \forall \ell \in \text{LOCATIONS}. P_\ell(v_0, v) \Rightarrow A(\ell_0, v_0, \ell, v) \\ (3) \quad \forall \ell, \ell' \in \text{LOCATIONS}: \\ \quad \ell \rightarrow \ell' \Rightarrow P_\ell(v_0, v) \wedge \text{cond}_{\ell, \ell'}(v) \wedge v' = f_{\ell, \ell'}(v) \Rightarrow P_{\ell'}(v_0, v') \end{array} \right. ,$$

alors  $A(\ell_0, v_0, \ell, v)$  est une propriété de sûreté pour le programme P.

- 1 Définir la précondition  $\text{pre}(P)(v_0, v)$
- 2 Annoter le programme avec des prédicats  $P_\ell(v_0, v)$  où  $\ell \in \text{LOCATIONS}$
- 3 Vérifier que  $\text{pre}(P)(v_0) \wedge v = v_0 \Rightarrow P_\ell(v)$  où  $\ell \in \text{INPUTS}$  (ensemble des points d'entrée).
- 4 Vérifier que  $P_\ell(v_0, v) \Rightarrow A(\ell, v)$  où  $\ell \in \text{LOCATIONS}$
- 5 Pour chaque paire de points de contrôle  $(\ell, \ell')$  telle que  $\ell \rightarrow \ell'$  (successifs), vérifier que  $(P_\ell(v_0, v) \wedge \text{cond}_{\ell, \ell'}(v) \wedge v' = f_{\ell, \ell'}(v) \Rightarrow P_{\ell'}(v_0, v'))$ .

## Conditions de vérification

---

- ① Vérifier que  $\text{pre}(P)(v_0) \wedge v = v_0 \Rightarrow P_\ell(v_0, v)$  où  $\ell \in \text{INPUTS}$  (ensemble des points d'entrée).
- ② Vérifier que  $P_\ell(v_0, v) \Rightarrow A(\ell_0, v_0, \ell, v)$  où  $\ell \in \text{LOCATIONS}$
- ③ Pour chaque paire de points de contrôle  $(\ell, \ell')$  telle que  $\ell \rightarrow \ell'$  (successifs), vérifier que  
$$(P_\ell(v_0, v) \wedge cond_{\ell, \ell'}(v) \wedge v' = f_{\ell, \ell'}(v) \Rightarrow P_{\ell'}(v_0, v')).$$

- ① Vérifier que  $\mathbf{pre}(P)(v_0) \wedge v = v_0 \Rightarrow P_\ell(v_0, v)$  où  $\ell \in \text{INPUTS}$  (ensemble des points d'entrée).
- ② Vérifier que  $P_\ell(v_0, v) \Rightarrow A(\ell_0, v_0, \ell, v)$  où  $\ell \in \text{LOCATIONS}$
- ③ Pour chaque paire de points de contrôle  $(\ell, \ell')$  telle que  $\ell \rightarrow \ell'$  (successifs), vérifier que  
 $(P_\ell(v_0, v) \wedge cond_{\ell, \ell'}(v) \wedge v' = f_{\ell, \ell'}(v) \Rightarrow P_{\ell'}(v_0, v')).$

### Exemples de propriétés de sûreté

- ▶ Correction partielle :  $A_1(\ell_0, v_0, \ell, v) \stackrel{\text{def}}{=} \ell = \ell_f \Rightarrow \mathbf{post}(P)(v_0, v)$
- ▶ Absence d'erreurs à l'exécution :  
 $A_2(\ell_0, v_0, \ell, v) \stackrel{\text{def}}{=} \wedge_{\ell', \ell \rightarrow \ell'} \mathbf{DOM}(\ell, \ell')(v)$

- ▶ Les vérifications sont longues et nombreuses
- ▶ Les vérifications sont parfois élémentaires et assez faciles à prouver
- ▶ Approche par vérification algorithmique via TLA et ses outils
- ▶ Approche par mécanisation du raisonnement symbolique via Event-B et ses outils

- ① stop movex 4
- ② Exemples de correction partielle (affectation simple)
- ③ Annotation et vérification outillée avec TLA/TLA<sup>+</sup>  
Vérification avec TLA et ses outils
- ④ Checking invariant and safety properties in PlusCal
- ⑤ Conclusion et limites

## Traduction des annotations

---

```
l0 : v = 3  
v := v+2;  
l1 : v = 5
```

```
l0 : v = 3  
v := v+2;  
l1 : v = 5
```

- ▶ Annotation du code
- ▶ Traduction de l'invariant à vérifier
- ▶ Expression de la propriété de correction partielle
- ▶ Vérification de la propriété

## Traduction des annotations

$l0 : v = 3$   
 $v := v + 2;$   
 $l1 : v = 5$

```

-----MODULE an0-----
EXTENDS Integers, TLC
-----
CONSTANTS v0,pc0
VARIABLES v,pc
-----
(* extra definitions *)
min == -2^{31}
max == 2^{31}-1
D == min..max
-----
(* precondition pre(x0,y0,z0,pc0) *)
pre(fv) == fv=3
ASSUME pre(v0)
-----
(* initial conditions *)
Init == pc = "10" /\ v=3
-----
(* actions *)
skip == UNCHANGED <>pc,v>>
al011 == pc="10" /\ TRUE /\ pc'="11" /\ v'=v+2
-----
(* next relation *)
Next == skip \/ al011
-----
(* invariant properties *)
i ==
  /\ pc \in {"10","11"}
  /\ pc="10" => v=3
  /\ pc="11" => v=5
-----
(* safety properties *)
suretecorrectionpartielle == pc="11" => v=5
sureteabsencederreurs == v \in D /\ v+2 \in D
-----
tocheck == i
-----
```

- ▶ Annotation du code
  - ▶ Traduction de l'invariant à vérifier
  - ▶ Expression de la propriété de correction partielle
  - ▶ Vérification de la propriété

- ▶ Le programme ou l'algorithme est annoté à des points de contrôle  $\ell \in \text{LOCATIONS}$  et à chaque point de contrôle  $\ell$  se trouve une assertion  $P_\ell(v_0, v)$ .

- ▶ Le programme ou l'algorithme est annoté à des points de contrôle  $\ell \in \text{LOCATIONS}$  et à chaque point de contrôle  $\ell$  se trouve une assertion  $P_\ell(v_0, v)$ .
- ▶ Si les deux points de contrôle  $\ell, \ell'$  définissent un calcul élémentaire, alors on définit une action  $\mathcal{E}(\ell, \ell')$  comme suit :

$$\begin{aligned}\mathcal{E}(\ell, \ell') \triangleq \\ \wedge c = \ell \\ \wedge \text{cond}_{\ell, \ell'}(v) \\ \wedge c' = \ell' \\ \wedge v' = f_{\ell, \ell'}(v)\end{aligned}$$

- ▶ Le programme ou l'algorithme est annoté à des points de contrôle  $\ell \in \text{LOCATIONS}$  et à chaque point de contrôle  $\ell$  se trouve une assertion  $P_\ell(v_0, v)$ .
- ▶ Si les deux points de contrôle  $\ell, \ell'$  définissent un calcul élémentaire, alors on définit une action  $\mathcal{E}(\ell, \ell')$  comme suit :

$$\begin{aligned}\mathcal{E}(\ell, \ell') \triangleq \\ \wedge c = \ell \\ \wedge \text{cond}_{\ell, \ell'}(v) \\ \wedge c' = \ell' \\ \wedge v' = f_{\ell, \ell'}(v)\end{aligned}$$

- $v$  est la variable de l'état mémoire ou la liste des variables de l'état mémoire ;  $v$  inclut les variables locales et les variables résultat.
- $c$  est une nouvelle variable qui modélise le flot de contrôle de type LOCATIONS.
- $\mathcal{E}(\ell, \ell')$  simule le calcul débutant en  $\ell$  et terminant en  $\ell'$  ;  $v$  est mise à jour.

```
i  $\triangleq$ 
   $\wedge c \in \text{LOCATIONS}$ 
   $\wedge v \in Type$ 
  ...
   $\wedge c = \ell \Rightarrow P_\ell(v_0, v)$ 
   $\wedge c = \ell' \Rightarrow P_{\ell'}(v_0, v)$ 
  ...
safety  $\triangleq$  S(c, v0, v)
```

```
i  $\triangleq$ 
   $\wedge c \in \text{LOCATIONS}$ 
   $\wedge v \in Type$ 
  ...
   $\wedge c = \ell \Rightarrow P_\ell(v_0, v)$ 
   $\wedge c = \ell' \Rightarrow P_{\ell'}(v_0, v)$ 
  ...
  safety  $\triangleq S(c, v_0, v)$ 
```

- ▶ *Type* est le type des variables  $v$  et est un ensemble de valeurs possibles.
- ▶ L'annotation donne gratuitement les conditions satisfaites par  $v$  quand le contrôle est en  $\ell$ , (resp. en  $\ell'$ ).
- ▶  $S(c, v_0, v)$  est une propriété de sûreté à vérifier et est une théorème dans le cas de *Event-B*.

## Méthode de vérification exhaustive ou algorithmique

---

- ▶ La relation de transition  $\text{Next}$  est définie par :

$$\text{Next} \triangleq \dots \vee \mathcal{E}(\ell, \ell') \vee \dots$$

- ▶ La relation de transition  $\text{Next}$  est définie par :

$$\text{Next} \triangleq \dots \vee \mathcal{E}(\ell, \ell') \vee \dots$$

- ▶ Les conditions initiales des variables sont à définir par un prédicat  $\text{Init}$

- ① stop movex 4
- ② Exemples de correction partielle (affectation simple)
- ③ Annotation et vérification outillée avec TLA/TLA<sup>+</sup>  
Vérification avec TLA et ses outils
- ④ Checking invariant and safety properties in PlusCal
- ⑤ Conclusion et limites

## Exemple (I)

---

```
----- MODULE exemple -----
EXTENDS Naturals, Integers, TLC
CONSTANTS x0,y0,z0,min,max,undef
-----
(* precondition *)
ASSUME x0 = y0 + 3*z0
-----
(*
--algorithm ex {
variables x=x0,
      y = y0,
      z=z0;

{
10: assert x = y + 3*z /\ y=y0 /\ z=z0 ;
    x := y+3*z;
11: assert x = y0+3*z0 /\ y=y0 /\ z=z0 ;
}
}
*)

```

## Exemple (II)

---

```
----- MODULE exemple -----  
  
-----  
ISDEF(X,Y) == X # undefined => X \in Y  
DD(X) == X # undefined => X \in min..max  
  
-----  
i ==  
  /\ pc \in {"l0","l1","Done"}  
  /\ ISDEF(x,Int) /\ ISDEF(x,Int) /\ ISDEF(z,Int)  
  /\ pc = "l0" => x = y + 3*z  
  /\ pc = "l1" => x+y+z \geq y  
post ==      x = y0+3*z0 /\ y=y0 /\ z=z0  
  
safetyrte == DD(x) /\ DD(y) /\ DD(z)  
safetypc == pc="Done" => post  
=====
```

- ① stop movex 4
- ② Exemples de correction partielle (affectation simple)
- ③ Annotation et vérification outillée avec TLA/TLA<sup>+</sup>  
Vérification avec TLA et ses outils
- ④ Checking invariant and safety properties in PlusCal
- ⑤ Conclusion et limites



- ▶  $\mathcal{R}$  : exigences du système.

- ▶  $\mathcal{R}$  : exigences du système.
- ▶  $\mathcal{D}$  : domaine du problème.

- ▶  $\mathcal{R}$  : exigences du système.
- ▶  $\mathcal{D}$  : domaine du problème.
- ▶  $\mathcal{S}$  : système répondant aux spécifications.

- ▶  $\mathcal{R}$  : exigences du système.
- ▶  $\mathcal{D}$  : domaine du problème.
- ▶  $\mathcal{S}$  : système répondant aux spécifications.

$\mathcal{D}, \mathcal{S}$  SATISFAIT  $\mathcal{R}$

- ▶  $\mathcal{R}$  : exigences du système.
- ▶  $\mathcal{D}$  : domaine du problème.
- ▶  $\mathcal{S}$  : système répondant aux spécifications.

$\mathcal{D}, \mathcal{S}$  SATISFAIT  $\mathcal{R}$

- ▶  $\mathcal{R}$  : pre/post.
- ▶  $\mathcal{D}$  : entiers, réels, ...
- ▶  $\mathcal{S}$  : code, procédure, programme, ...

## Sommaire des résultats

---

$$\mathcal{D}, \text{ALG} \quad \text{SATISFAIT} \quad \left\{ \begin{array}{l} \mathbf{pre}(\text{ALG})(v) \\ \mathbf{post}(\text{ALG})(v_0, v) \end{array} \right.$$

$\mathcal{D}$
$\mathbf{pre}(\text{ALG})(v)$
$\mathbf{post}(\text{ALG})(v_0, v)$
ALG

$\mathcal{D}, \text{ALG} \quad \text{SATISFAIT} \quad \left\{ \begin{array}{l} \text{pre}(\text{ALG})(v) \\ \text{post}(\text{ALG})(v_0, v) \end{array} \right.$



Vérification de conditions de vérification

$\mathcal{D}$
<u><math>\text{pre}(\text{ALG})(v)</math></u>
<u><math>\text{post}(\text{ALG})(v_0, v)</math></u>
ALG

$\mathcal{D}, \text{ALG} \quad \text{SATISFAIT} \quad \left\{ \begin{array}{l} \text{pre}(\text{ALG})(v) \\ \text{post}(\text{ALG})(v_0, v) \end{array} \right.$



### Vérification de conditions de vérification

$\mathcal{D}$
<u><math>\text{pre}(\text{ALG})(v)</math></u>
<u><math>\text{post}(\text{ALG})(v_0, v)</math></u>
ALG

- ▶ Vérification des conditions de vérification avec un model-checker par exploration de tous les états.

$\mathcal{D}, \text{ALG} \quad \text{SATISFAIT} \quad \left\{ \begin{array}{l} \text{pre}(\text{ALG})(v) \\ \text{post}(\text{ALG})(v_0, v) \end{array} \right.$



### Vérification de conditions de vérification

$\mathcal{D}$
<u><math>\text{pre}(\text{ALG})(v)</math></u>
<u><math>\text{post}(\text{ALG})(v_0, v)</math></u>
ALG

- ▶ Vérification des conditions de vérification avec un model-checker par exploration de tous les états.
- ▶ Vérification des conditions de vérification avec un outil de preuve formelle.

## Observations

---

## Observations

---

- ▶ Vérifier les énoncés de la forme  $\Gamma \vdash P$  (séquents)

## Observations

---

- ▶ Vérifier les énoncés de la forme  $\Gamma \vdash P$  (séquents)
- ▶ Enoncer ou calculer les invariants d'un modèle : REACHABLE( $M$ ).

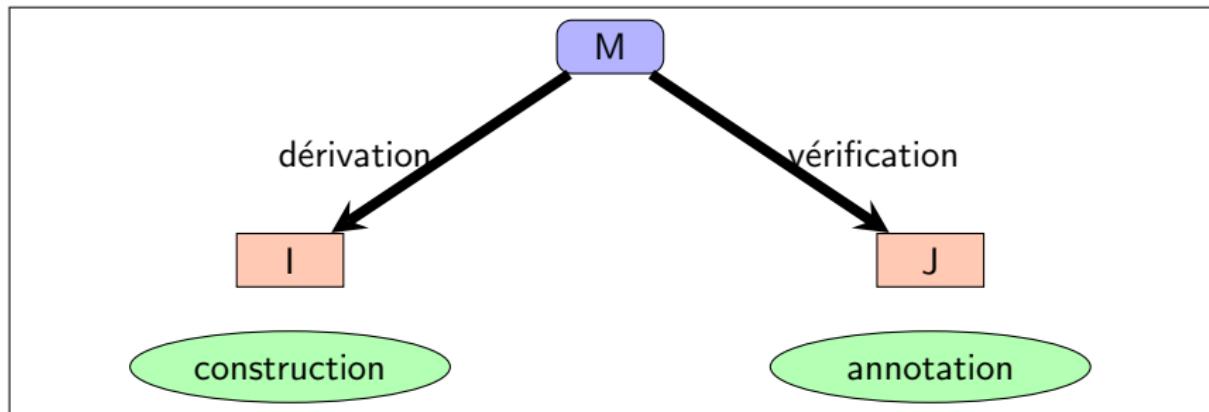
- ▶ Vérifier les énoncés de la forme  $\Gamma \vdash P$  (séquents)
- ▶ Enoncer ou calculer les invariants d'un modèle : REACHABLE( $M$ ).
- ▶ TLA<sup>+</sup> versus Event-B
  - Plate-formes : TLA<sup>+</sup> avec TLAPS et Toolbox, Event-B avec Rodin
  - Langage de la théorie des ensembles avec quelques différences
  - Fonctionnalités des outils
    - ▶ Editeurs de modèles : TLA<sup>+</sup> et Event-B
    - ▶ Model-Checking : TLA<sup>+</sup> et Event-B
    - ▶ Assistant de preuve : Event-B
    - ▶ Animateur et Model-Checker ProB

- ▶ Vérifier les énoncés de la forme  $\Gamma \vdash P$  (séquents)
- ▶ Enoncer ou calculer les invariants d'un modèle : REACHABLE( $M$ ).
- ▶ TLA<sup>+</sup> versus Event-B
  - Plate-formes : TLA<sup>+</sup> avec TLAPS et Toolbox, Event-B avec Rodin
  - Langage de la théorie des ensembles avec quelques différences
  - Fonctionnalités des outils
    - ▶ Editeurs de modèles : TLA<sup>+</sup> et Event-B
    - ▶ Model-Checking : TLA<sup>+</sup> et Event-B
    - ▶ Assistant de preuve : Event-B
    - ▶ Animateur et Model-Checker ProB
- ▶ Développement d'outils symboliques comme les solveurs SMT ou des procédures de décision

- ▶ TLA<sup>+</sup> et TLA Toolbox : logique temporelle, théorie des ensembles, calcul des prédictats, model-checker
- ▶ Event-B et Rodin : théorie des ensembles, assistant de preuve, model-checker, animateur
- ▶ B et Event-B et ProB : théorie des ensembles, model-checker, animateur, validation
- ▶ Promela et SPIN : logique temporelle, model-checking
- ▶ C et Frama-C : analyse sémantique des programmes, assistants de preuve, solveurs SMT.
- ▶ Spec# et Rise4fun : pre/post, contrats
- ▶ PAT : cadre générique pour créer son propre model-checker (classique, temps réel, probabiliste, stochastique)
- ▶ C et cppcheck : analyse statique de programmes C ou C++

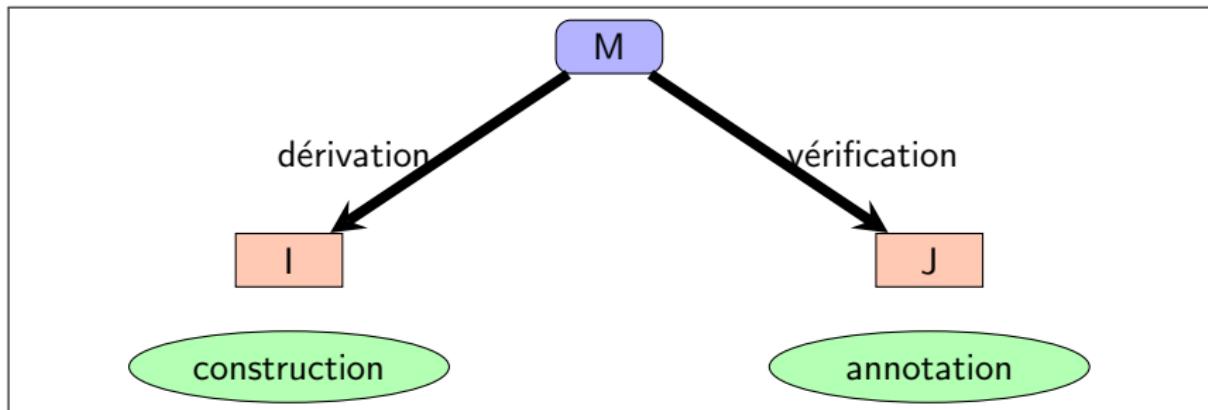
## Vérification à faire mais comment automatiquement ?

- ▶ Application de la correction du principe d'induction : si on vérifie les trois propriétés, alors  $A$  est une propriété de sûreté pour le modèle en question : outil de vérification.



## Vérification à faire mais comment automatiquement ?

- ▶ Application de la correction du principe d'induction : si on vérifie les trois propriétés, alors  $A$  est une propriété de sûreté pour le modèle en question : outil de vérification.
- ▶ Si on veut montrer que  $A$  est une propriété de sûreté, alors on doit utiliser l'invariant pour induire des annotations pour le modèle : outil de dérivation.



- ▶  $\forall x_0, x \in \text{VALS}. \text{Init}(x_0) \wedge \text{NEXT}^*(x_0, x) \Rightarrow A(x)$
- ▶  $\forall x \in \text{VALS}. (\exists x_0. x_0 \in \text{VALS} \wedge \text{Init}(x_0) \wedge \text{NEXT}^*(x_0, x)) \Rightarrow A(x).$
- ▶  $\text{REACHABLE}(M) = \{u | u \in \text{VALS} \wedge (\exists x_0. x_0 \in \text{VALS} \wedge \text{Init}(x_0) \wedge \text{NEXT}^*(x_0, u))\}$  est l'ensemble des états accessibles à partir des états initiaux.
- ▶ Model Checking : on doit montrer l'inclusion  $\text{REACHABLE}(M) \subseteq \{u | u \in \text{VALS} \wedge A(u)\}.$
- ▶ Preuves : définir un invariant  $I(\ell, v) \equiv \bigvee_{\ell \in \text{LOCATIONS}} \left( \bigvee_{v \in \text{MEMORY}} P_\ell(v) \right)$  avec la famille d'annotations  $\{P_\ell(v) : \ell \in \text{LOCATIONS}\}$  et démontrer les conditions de vérification.
- ▶ Analyse automatique :
  - Mécaniser la vérification des conditions de vérification
  - Calculer  $\text{REACHABLE}(M)$
  - Calculer une valeur approchée de  $\text{REACHABLE}(M)$

$$(\mathcal{P}(\text{VALS}), \subseteq) \xrightleftharpoons[\alpha]{\gamma} (D, \sqsubseteq)$$

$\alpha(\text{REACHABLE}(M)) \sqsubseteq A$  ssi  $\text{REACHABLE}(M) \sqsubseteq \gamma(A)$

Si  $\gamma(A) \subseteq \{u | u \in \text{VALS} \wedge A(u)\}$ , alors

$$\text{REACHABLE}(M) \subseteq \{u | u \in \text{VALS} \wedge A(u)\}$$

- ▶ Mécaniser la vérification des conditions de vérification
- ▶ Calculer REACHABLE( $M$ ) comme un point-fixe.
- ▶ Calculer une valeur approchée de REACHABLE( $M$ )

$$(\mathcal{P}(\text{VALS}), \subseteq) \xrightleftharpoons[\alpha]{\gamma} (D, \sqsubseteq)$$
$$\alpha(\text{REACHABLE}(M)) \sqsubseteq A \text{ ssi } \text{REACHABLE}(M) \sqsubseteq \gamma(A)$$

Si  $A$  vérifie  $\gamma(A) \subseteq \{u | u \in \text{VALS} \wedge A(u)\}$ , alors

$\text{REACHABLE}(M) \subseteq \{u | u \in \text{VALS} \wedge A(u)\}$

## Method for verifying program properties

correctness and Run Time Errors

A program P satisfies a (pre,post) contract :

- ▶ P transforms a variable v from initial values  $v_0$  and produces a final value  $v_f : v_0 \xrightarrow{P} v_f$
- ▶  $v_0$  satisfies pre :  $\text{pre}(v_0)$  and  $v_f$  satisfies post :  $\text{post}(v_0, v_f)$
- ▶  $\text{pre}(v_0) \wedge v_0 \xrightarrow{P} v_f \Rightarrow \text{post}(v_0, v_f)$
- ▶  $\mathbb{D}$  est le domaine RTE de V

requires $\text{pre}(v_0)$	
ensures $\text{post}(v_0, v_f)$	
variables V	
begin	
$0 : P_0(v_0, v)$	
instruction <sub>0</sub>	
...	
$i : P_i(v_0, v)$	
...	
instruction <sub>f-1</sub>	
$f : P_f(v_0, v)$	
end	

- ▶  $\text{pre}(v_0) \wedge v = v_0 \Rightarrow P_0(v_0, v)$
- ▶  $\text{pre}(x_0) \wedge P_f(v_0, v) \Rightarrow \text{post}(v_0, v)$
- ▶ For any pair of labels  $\ell, \ell'$   
such that  $\ell \longrightarrow \ell'$ , one verifies that, pour  
any values  $v, v' \in \text{MEMORY}$   
$$\left( \begin{array}{l} P_\ell(v_0, v) \wedge \text{cond}_{\ell, \ell'}(v) \\ \wedge v' = f_{\ell, \ell'}(v) \\ \Rightarrow P_{\ell'}(v_0, v') \end{array} \right),$$
- ▶ For any pair of labels  $m, n$   
such that  $m \longrightarrow n$ , one verifies that,  
 $\forall v, v' \in \text{MEMORY} :$   
$$\text{pre}(v_0) \wedge P_m(v_0, v) \Rightarrow \text{DOM}_{(\text{Dom})}(m, n)(v)$$

## Summary of concepts

