



**HAL**  
open science

# Proof of correctness of the Mazoyer's solution of the firing squad problem in Coq

Jean Duprat

► **To cite this version:**

Jean Duprat. Proof of correctness of the Mazoyer's solution of the firing squad problem in Coq. [Research Report] LIP RR-2002-14, Laboratoire de l'informatique du parallélisme. 2002, 2+36p. hal-02101837

**HAL Id: hal-02101837**

**<https://hal-lara.archives-ouvertes.fr/hal-02101837>**

Submitted on 17 Apr 2019

**HAL** is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.



**Laboratoire de l'Informatique du Parallélisme**

Ecole Normale Supérieure de Lyon  
Unité mixte de Recherche CNRS-INRIA-ENS LYON n° 5668



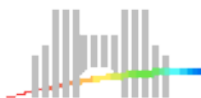
CENTRE NATIONAL  
DE LA RECHERCHE  
SCIENTIFIQUE

*Proof of correctness of the Mazoyer's solution  
of the firing squad problem in Coq.*

Jean DUPRAT

Mars 2002

Research Report N° 2002-14



**Ecole Normale Supérieure de Lyon**

46, Allée d'Italie, 69364 Lyon Cedex 07, France  
Telephone : +33(0)4 72 72 80 37  
Telecopieur : +33(0)4 72 72 80 80  
Adresse électronique : [lip@ens-lyon.fr](mailto:lip@ens-lyon.fr)



# Proof of correctness of the Mazoyer's solution of the firing squad problem in Coq.

Jean Duprat  
Mars 2002.

## **Abstract.**

The firing squad synchronization is a cellular automata problem introduced by Moore, in 1987, J.Mazoyer gave a six state solution to this problem. The proof of correctness of this solution uses discrete geometrical considerations, but is quite hard to verify due to the multiplication of cases and indexes. To be more confident in the proof, a proof assistant developed by the Inria, Coq, has been used. This report exposes the development in Coq of the proof. A large use of inductive structures, a natural way in Coq, offers a clearer vision of the Mazoyer's solution. The full development of the proof is available in the contributions of the Coq software.

## **Keywords. :**

Cellular automata, proof assistant, firing squad, Coq.

## **Résumé.**

La synchronisation d'une ligne de fusiliers est un problème d'automates cellulaires posé par Moore, en 1987, J.Mazoyer donna une solution avec six états à ce problème. La preuve de correction de cette solution utilise des considérations de géométrie discrète, mais elle est assez difficile à vérifier à cause de la multiplication des cas et des indices. Pour être plus sûr de cette preuve, un assistant à la preuve développé par l'Inria, Coq, a été utilisé. Ce rapport expose le développement en Coq de la preuve. Un grand usage des structures inductives, une voie naturelle en Coq, offre une vision plus claire de la solution de J.Mazoyer. Le développement complet de la preuve est disponible dans les contributions du logiciel Coq.

## **Mots clés. :**

Automate cellulaire, assistant de preuve, ligne des fusiliers, Coq.

# Introduction.

Nous assistons depuis quelques années à l'apparition de plusieurs "theorems prover". En dehors des cas d'école que l'on trouve dans les "tutoriaux" de ces logiciels, la question de l'usage de ces logiciels par la communauté scientifique se pose.

Nous allons utiliser l'assistant de preuve Coq pour réécrire la preuve de correction d'une solution du problème du "firing squad". Cette preuve, qui avait été entièrement écrite "à la main" et qui était reconnue comme assez complexe, a été choisie parce qu'elle est entièrement constructive.

Les conclusions tirées sont de deux ordres :

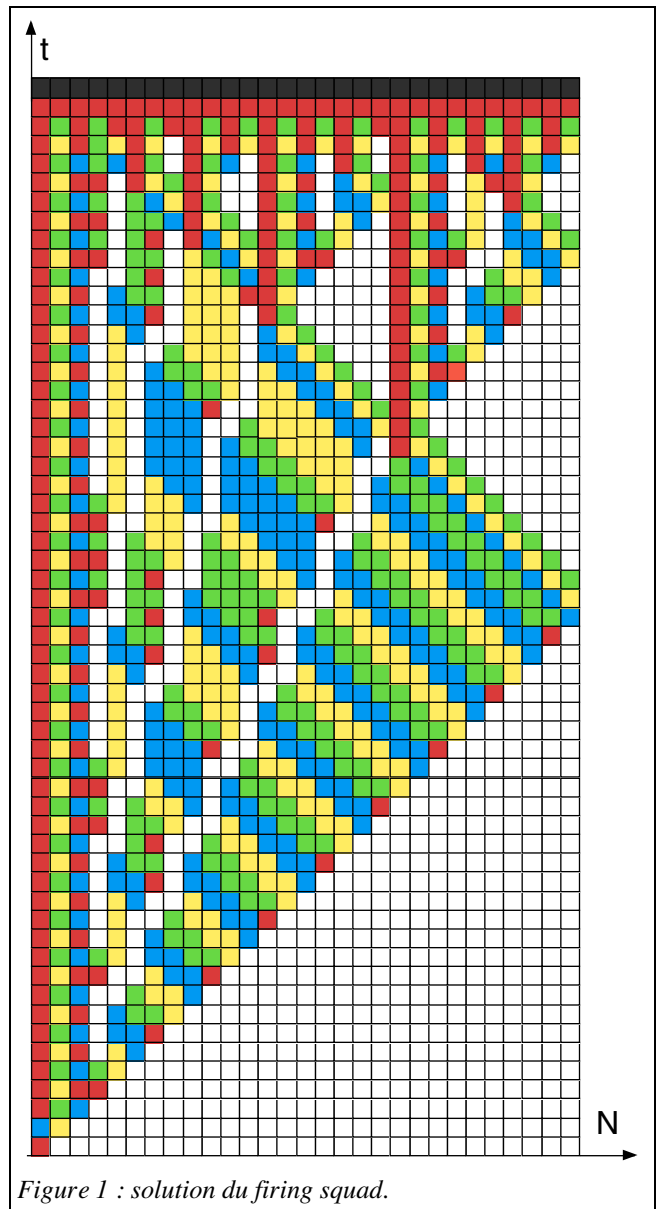
- quelles pistes suggérer aux concepteurs du logiciel pour en rendre l'usage plus courant ?
- quel intérêt l'utilisateur peut-il avoir à écrire sa preuve avec Coq plutôt que manuellement ?

# Le problème.

Il s'agit d'un problème d'automate cellulaire pose par Moore en 1962 [MOO]. On considère une ligne de  $N$  automates évoluant dans un temps discret. Chaque automate calcule son état suivant à partir de son état courant et de l'état courant de ses deux voisins, les mêmes règles (particularisées toutefois pour les deux extrémités) étant utilisées par tous les automates. On suppose que l'état initial est un état dit quiescent (blanc sur la figure) pour tous les automates sauf une extrémité, qui se trouve dans un état différent dit général (rouge). Le but est que tous les automates de la ligne passent au même instant et pour la première fois dans un état feu (noir).

Le temps minimum est  $2N-1$ . Plusieurs solutions ont été proposées et nous nous intéresserons à celle de Jacques Mazoyer qui réussit à résoudre ce problème avec six états seulement [MAZ]. C'est la preuve de correction de la solution décrite dans cette publication qui a été reprise en Coq. Les systèmes d'indices ont été modifiés pour favoriser l'addition par rapport à la soustraction et pour commencer les énumérations à zéro. Par contre les différents objets définis dans la preuve de J. Mazoyer se retrouvent ci-dessous avec le même nom pour faciliter une lecture en regard de la preuve manuscrite et de la preuve Coq.

La figure ci-contre représente l'évolution dans le temps d'une ligne de 29 cellules.



# L'assistant de preuves Coq.

Basé sur le calcul des constructions de T.Coquand, l'assistant de preuves Coq est le fruit du travail d'une équipe de l'INRIA autour de T.Coquand, G.Huet et C.Paulin [CO&]. Il est disponible gratuitement et évolue régulièrement. La version utilisée ici était la version 5.10 pour MacIntosh. La preuve est disponible dans les contributions.

Coq permet de définir des objets à partir des constructeurs de base et des définitions précédentes. Il permet d'établir des lemmes et des théorèmes en construisant l'arbre de preuves à partir de tactiques. En ce sens, il s'agit bien d'un assistant de preuves, car l'utilisateur guide le logiciel. Un démonstrateur ferait la recherche automatiquement. Ce point est l'objet d'un commentaire en conclusion 2.

Outre son moteur, Coq offre des bibliothèques évitant d'avoir à reconstruire les bases des mathématiques : arithmétique, logique, théorie des ensembles, ... La seule bibliothèque utilisée pour cette preuve est la bibliothèque "arith" qui contient les définitions et propriétés usuelles des opérations sur les naturels.

Enfin une preuve se structure en sections, permettant à la fois une structuration logique et une meilleure efficacité. Il est possible d'avoir des variables et des lemmes locaux aux sections qui ne sont pas visibles de l'extérieur. De plus, sauf directive contraire, les théorèmes seront perçus de l'extérieur uniquement par leur énoncé sans leur terme de preuve, ce qui allège l'environnement.

## La preuve.

Cette preuve est bâtie sur les figures géométriques planes obtenues par le développement de l'automate dans l'espace (une dimension) et le temps (la seconde dimension).

Elle est structurée en 12 sections; le graphe des dépendances de ces sections, les unes par rapport aux autres, est dessiné ci-contre. Ces sections traduisent une conception descendante de construction de la preuve, des structures les plus élémentaires aux structures les plus complexes et des théorèmes les plus généraux aux théorèmes les plus spécifiques au problème.

## La bibliothèque.

Cette section contient tout ce qui peut être considéré comme n'étant pas spécifique au problème mais comme faisant partie du bagage mathématique de base.

Ces propriétés peuvent devenir inutiles dans les versions suivantes du logiciel. (Il arrive même que ces propriétés soient déjà présentes dans d'autres contributions mais elles ont alors été rangées ici sous un nom cohérent avec l'ensemble des noms choisis par l'auteur. Le problème du nom des propriétés est d'ailleurs très lié à ce que l'auteur considère comme mnémotechnique ce qui n'est pas uniforme).

Je conseillerai volontiers à celui qui débute un travail important en Coq de se faire sa bibliothèque, cela permet d'alléger les démonstrations, d'éviter que des petits lemmes triviaux encombrant les sections et se dupliquent dans plusieurs sections, enfin cela facilite le travail de développement.

Dans cette bibliothèque, on trouvera successivement :

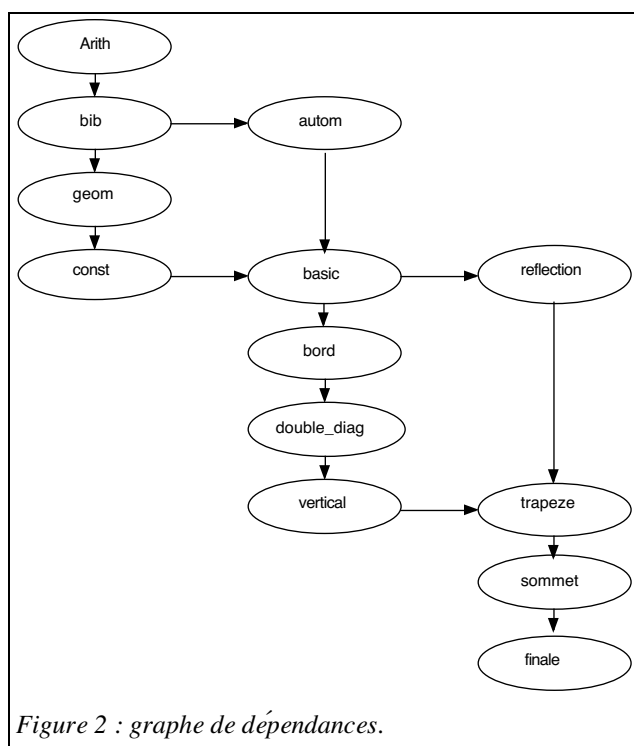


Figure 2 : graphe de dépendances.

- des règles de démonstration de propriétés dépendant les unes des autres. Par exemple :

```
Theorem Rec4 : (A,B,C,D,E:Prop)
  (A->B->C->D->E)->(A->B->(B->C)->(C->D)->E).
Intuition.
Save.
```

- les entiers naturels de un à neuf, leur ajout ou retranchement. Par exemple :

```
Definition trois := (S (S (S O))).
Lemma plus_trois :
  (n:nat) (plus n trois)=(S (S (S n))).
Intros; Unfold trois; Repeat Rewrite <- plus_n_Sm; Auto.
Save.
```

- la multiplication par deux (double) et trois (triple) avec quelques propriétés telles que :

```
Definition double := [p:nat] (plus p p).
Definition triple := [p:nat] (plus (plus p p) p).
Lemma le_double_triple :
  (n:nat) (le (double n) (triple n)).
(Intro; Unfold double triple; Apply le_plus_1).
Save.
```

- la division par deux et la parité.

```
Mutual Inductive even : nat -> Prop :=
  even_0 : (even 0)
  | even_S : (n:nat) (odd n) -> (even (S n))
with odd : nat -> Prop :=
  odd_S : (n : nat) (even n) -> (odd (S n)).
```

- la division par trois et les restes modulo 3 avec plusieurs propriétés relatives à la division entière par trois.

```
Inductive div3 [a:nat] : Set :=
reste_0 : (q:nat) (a=(triple q))->(div3 a)
| reste_1 : (q:nat) (a=(S (triple q)))->(div3 a)
| reste_2 : (q:nat) (a=(S (S (triple q))))->(div3 a).

Theorem quotient3 : (n:nat) (div3 n).
Induction n.
(Apply reste_0 with q:=0; Auto).
(Clear n; Intros; Elim H; Intros).
(Apply reste_1 with q:=q; Auto).
(Apply reste_2 with q:=q; Auto).
(Apply reste_0 with q:=(S q); Auto).
(Rewrite -> triple_S; Rewrite -> e; Auto).
Defined.

Lemma plus_deux_tiers_untiers :
  (n:nat) (0mod3 n) ->
    (plus (double (tiers n)) (tiers n))=n.
(Intros; Unfold double ; Apply triple_tiers; Auto).
Save.
```

- quelques bricoles inclassables (pourquoi y en a-t-il toujours ?).

### Remarque :

Dans Coq, les naturels sont bâtis à l'aide des deux constructeurs O (zéro) et S (successeur). Les opérations "plus, minus, le, lt, ge et gt" sont définies dans la bibliothèque, ces opérations utilisant une notation préfixe. Dans la suite, pour faciliter le travail de lecteurs pour lesquels ces notations sont peu familières, toutes les expressions entières seront écrites entre parenthèses avec la notation infixe usuelle et les constantes sous leur écriture chiffrée.

## Géométrie.

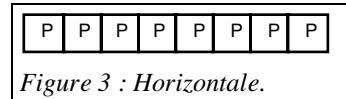
Comme le montre la figure de l'évolution temporelle, on peut ramener le problème à un problème de géométrie discrète à deux dimensions l'espace et le temps. On repère donc chaque case par son couple de coordonnées entières (t,x) le temps et l'abscisse.

On va étudier les propriétés vérifiées sur toutes les cases de figures géométriques.

```
Definition Local_Prop := nat->nat->Prop.
```

Ainsi, on définit une ligne horizontale (temps constant) par :

```
Inductive Horizontale
  [t, x, long : nat;
   P : Local_Prop] : Prop :=
make_horizontale :
  ((dx : nat) (dx ≤ long) ->
   (P t (x+dx))) ->
  (Horizontale t x long P).
```



(les paramètres définissent une ligne de (long+1) cases des coordonnées (t,x) aux coordonnées (t,x+long)).

On a besoin de savoir construire une horizontale en mettant bout à bout deux horizontales :

```
Lemma hh_hor : (t, x, cote, cote' : nat) (P : Local_Prop)
  (Horizontale t x cote P) ->
  (Horizontale t (x+cote+1) cote' P) ->
  (Horizontale t x (cote+cote'+1) P).
```

ce qui se démontre en utilisant le fait que  $x \leq cote+1+cote'$  se décompose en deux cas :

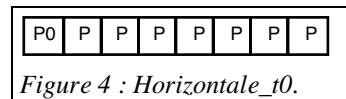
- $x \leq cote$
- $cote+1 \leq x \leq cote+1+cote'$ .

Il est pratique de disposer de la démonstration directe pour des petites horizontales de taille 1, 2, 3 ou 4, par exemple :

```
Lemma hor_trois : (t, x : nat) (P : Local_Prop)
  (P t x) -> (P t (x+1)) -> (P t (x+2)) -> (P t (x+3)) ->
  (Horizontale t x (3) P).
```

Des lignes horizontales dont la, respectivement les deux, première(s) case(s) vérifie une propriété différente seront également utilisées.

```
Inductive Horizontale_t0
  [t, x, long : nat; P0, P :
   Local_Prop] : Prop :=
make_horizontale_t0 :
  (P0 t x) ->
  (Horizontale t (x+1) long P) ->
  (Horizontale_t0 t x long P0 P).
```



```

Inductive Horizontale_t1
[t, x, long :nat;
P0,P1, P : Local_Prop] : Prop
:= make_horizontale_t1 :
(P0 t x) ->
(P1 t (x+1)) ->
(Horizontale t (x+2) long P) ->
(Horizontale_t1 t x long P0 P1 P).

```

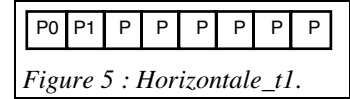


Figure 5 : Horizontale\_t1.

De même, on définit une ligne verticale :

```

Inductive Verticale
[t, x, haut :nat; P : Local_Prop] : Prop
:= make_verticale :
((dt :nat) (dt≤haut) -> (P (t+dt) x)) ->
(Verticale t x haut P).

```

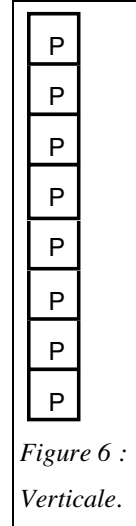


Figure 6 :  
Verticale.

Il est utile de montrer qu'un segment inclu dans une verticale de propriété P est une verticale de propriété P :

```

Lemma inclus_vert :
(t, t', x, haut, haut' :nat)
(P : Local_Prop)
(t≤t') ->
((t'+haut')≤(t+haut)) ->
(Verticale t x haut P) ->
(Verticale t' x haut' P).

```

On construira une verticale par aboutement de deux verticales :

```

Lemma vv_vert :
(t, x, haut, haut' :nat) (P : Local_Prop)
(Verticale t x haut P) ->
(Verticale (t+haut+1) x haut' P) ->
(Verticale t x (haut+haut'+1) P).

```

mais il arrivera également que l'on construise une verticale de 2p cases par aboutement de p verticales de 2 cases :

```

Lemma rec_vert : (t, x, haut :nat) (P : Local_Prop)
((dt :nat) (dt≤haut) ->
(P (t+2.dt) x) /\ (P (t+2.dt+1) x)) ->
(Verticale t x (2.haut+1) P).

```

Enfin les petites verticales de hauteur 1, 2 ou 3 auront une définition directe telle que :

```

Lemma vert_deux : (t, x :nat) (P : Local_Prop)
(P t x) -> (P (t+1) x) -> (P (t+2) x) ->
(Verticale t x (2) P).

```

On définit le triangle rectangle isocèle :



```

Inductive Triangle_inf
[t, x, cote : nat; P : Local_Prop]
: Prop := make_triangle_inf :
((dt, dx : nat)
 (dx ≤ cote) -> (dt ≤ dx) ->
 (P (t+dt) (x+dx))) ->
(Triangle_inf t x cote P).

```

ainsi que la méthode permettant de l'obtenir par sa base et la règle de construction qui rajoute une case de propriété P au-dessus de 2 cases de propriété P.

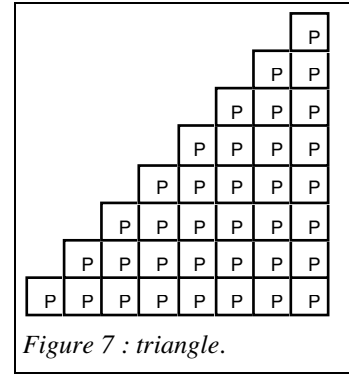
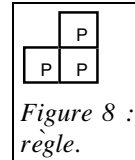


Figure 7 : triangle.

```

Lemma rec_triangle_inf :
(t, x, cote : nat) (P : Local_Prop)
(Horizontale t x cote P) ->
((t', x' : nat) (P t' x') -> (P t' (x'+1)) ->
 (P (t'+1) (x'+1))) ->
(Triangle_inf t x cote P).

```



Enfin on se servira de diagonales caractérisées par leurs extrémités :

```

Inductive Diag
[t, x, cote : nat;
 P, Q, R : Local_Prop] :
Prop := make_diag :
(1 < cote) ->
(P t (x+cote)) ->
((dt, dx : nat)
 (0 < dt) -> (0 < dx) ->
 ((dt+dx)=cote) ->
 (Q (t+dt) (x+dx))) ->
(R (t+cote) x) ->
(Diag t x cote P Q R).

```

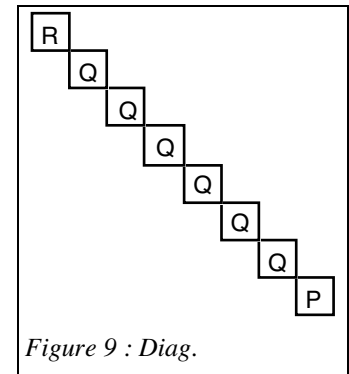


Figure 9 : Diag.

```

Inductive Diag'
[t, x, cote : nat;
 P, Q', Q, R : Local_Prop] :
Prop := make_diag' :
(2 < cote) ->
(P t (x+cote)) ->
((dx : nat)
 ((dx+1)=cote) ->
 (Q' (t+1) (x+dx))) ->
((dt, dx : nat) (1 < dt) ->
 (0 < dx) -> ((dt+dx)=cote) ->
 (Q (t+dt) (x+dx))) ->
(R (t+cote) x) ->
(Diag' t x cote P Q' Q R).

```

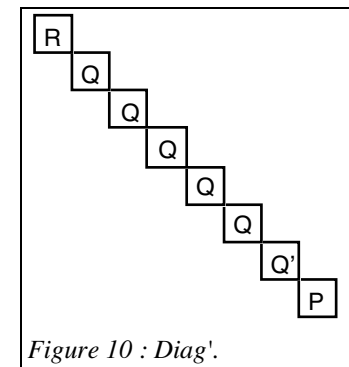


Figure 10 : Diag'.

```

Inductive Semi_Diag
[t, x, cote : nat;
 P, Q : Local_Prop] : Prop := make_semidiag :
(0 < cote) ->
(P t (x+cote)) ->
((dt, dx : nat) (0 < dt) ->
 ((dt+dx)=cote) ->
 (Q (t+dt) (x+dx))) ->
(Semi_Diag t x cote P Q).

```

Il est intéressant de se donner une méthode de preuve d'une diagonale (ou d'une diag' ou d'une semi-diag) en procédant de bas en haut et de droite à gauche. La récurrence est particulière puisqu'elle concerne l'intérieur de la diagonale.

```

Lemma Rec_Diag :
(t, x, cote :nat) (P, Q, R : Local_Prop)
(1<cote) ->
(P t (x+cote))->
((dx:nat) ((dx+2)=cote)->(P t (x+cote))->
  (Q (t+1) (x+dx+1)))->
((dt,dx:nat) (0<dt)-> (0<dx)->((dt+dx+2)=cote)->
  (Q (t+dt) (x+dx+2))->(Q (t+dt+1) (x+dx+1)))->
((dt:nat) ((dt+2)=cote)->(Q (t+dt) (x+2))->
  (Q (t+dt+1) (x+1)))->
((dt:nat) ((dt+1)=cote)->(Q (t+dt) (x+1))->
  (R (t+cote) x))->
(Diag t x cote P Q R).

```

L'énoncé de ce lemme met en évidence l'intérêt du système de coordonnées adopté, avec les coordonnées absolues (t,x) de la case inférieure gauche du rectangle (origine) englobant la figure, et les coordonnées relatives (dt,dx) de chaque case de la figure par rapport à cette case origine. Ainsi, tout s'exprime en termes d'addition et d'inégalités.

## Les constructions.

Du fait de la règle de calcul de l'état suivant d'une cellule à partir de l'état courant de la cellule et de ses deux voisines, le calcul des états d'une diagonale va se faire à partir des deux diagonales précédentes. Cette section traite toutes les variantes de ces constructions utiles par la suite (selon qu'il s'agit de "diag", de "diag'" ou de "semi-diag", que l'empilement a ou non un décalage dans l'espace).

Cette section commence par lister toutes les formes de calcul sur les coordonnées, que peut prendre un pas élémentaire. En voici les deux premiers de la série de neuf existants dans cette section :

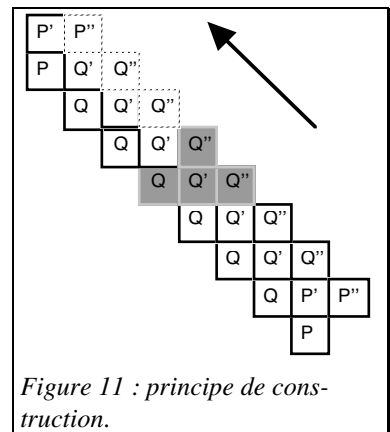


Figure 11 : principe de construction.

```

Lemma Pas_hh: (t, x, dt, dx : nat)
(lois P Q R T) ->
(P ((t+(dt+2)) (x+dx)) ->
(Q ((t+1)+(dt+1)) (x+(dx+1)) ->
(R ((t+2)+dt) (x+(dx+2))) ->
(T ((t+2)+(dt+1)) (x+(dx+1))))).

(Intros t x dt dx; Repeat Rewrite <- plus_n_Sm; Simpl;
Intros; Auto).

Save.

```

```

Lemma Pas_hd : (t,x,dt,dx:nat)
(lois P Q R T)->
(P (t+(dt+1)) (x+dx))->
(Q ((t+1) dt) (x+(dx+1)))->
(R ((t+1)+dt) ((x+1)+(dx+1)))->
(T ((t+1)+(dt+1)) ((x+1)+dx)).

(Intros t x dt dx; Repeat Rewrite <- plus_n_Sm; Simpl;
Intros; Auto).

Save.

```

Le premier correspond en empilement vertical, les trois diagonales ont comme origine dans le temps,  $t$ ,  $t+1$  et  $t+2$ . Le second correspond à la figure avec un décalage spatial de la troisième diagonale, les coordonnées des origines des diagonales sont successivement  $(t,x)$   $(t+1,x)$   $(t+1,x+1)$ . Le but de tous ces lemmes, dont la preuve est très facile, est de simplifier les unifications dans la suite en faisant toujours le bon calcul sur les coordonnées.

La deuxième partie de cette section réalise les empilements. On a successivement

- 3 diagonales "diag" alignées verticalement,

```

Lemma DDD :
(Diag t x cote P Q P)->
(Diag (t+1) x cote P' Q' P')->
(P'' (t+2) (x+cote))->
(Diag (t+2) x cote P'' Q'' P'').

```

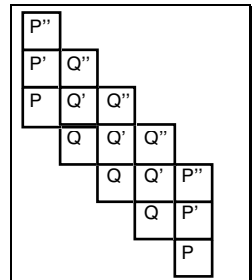


Figure 12 : DDD.

- 1 diagonale "diag'" et 2 diagonales "diag" alignées verticalement,

```

Lemma D'DD :
(Diag' t x cote P R Q P)->
(Diag (t+1) x cote P' Q' P')->
(P'' (t+2) (x+cote))->
(Diag (t+2) x cote P'' Q'' P'').

```

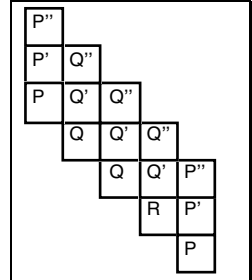


Figure 13 : DD'D.

- 1 diagonale "diag'", 1 diagonale "diag" et 1 diagonale "diag'" alignées verticalement,

```

Lemma D'DD' :
(Diag' t x cote P R Q P)->
(Diag (t+1) x cote P' Q' P')->
(P'' (t+2) (x+cote))->
(Diag' (t+2) x cote P'' R'' Q'' P'').

```

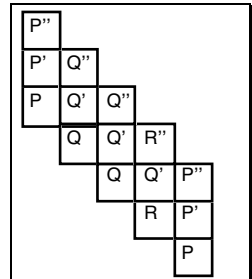


Figure 14 : D'DD'.

- 1 diagonale "diag", 1 diagonale "diag'" et 1 diagonale "diag" alignées verticalement,

**Lemma DD'D :**

(Diag t x cote P Q P)->  
 (Diag' (t+1) x cote P' R' Q' P')->  
 (P'' (t+2) (x+cote))->  
 (Diag (t+2) x cote P'' Q'' P'').

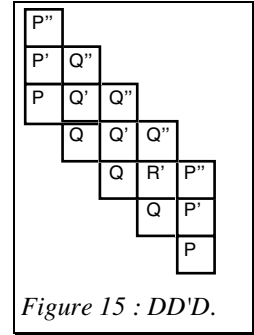


Figure 15 : DD'D.

- 2 diagonales "diag" alignées verticalement et 1 diagonale "diag'" décalée,

**Lemma DD\_D' :**

(2<cote)->  
 (Diag t x cote P Q P)->  
 (Diag (t+1) x cote P' Q' P')->  
 (P'' (t+1) ((x+1)+cote))->  
 (Diag' (t+1) (x+1) cote  
 P'' R'' Q'' P'').

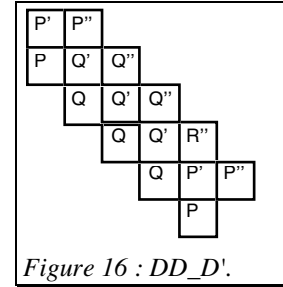


Figure 16 : DD\_D'.

- 1 diagonale "diag" et, décalées, 1 diagonale "diag'" et 1 diagonale "diag" alignées verticalement,

**Lemma D\_D'D :**

(Diag t x cote P Q P)->  
 (Diag' t (x+1) cote P' R' Q' P')->  
 (P'' (t+1) ((x+1)+cote))->  
 (Diag (t+1) (x+1) cote P'' Q'' P'').

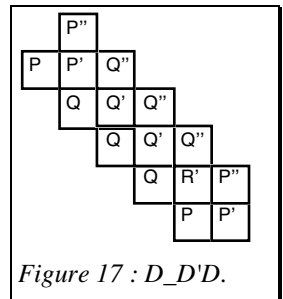


Figure 17 : D\_D'D.

- 2 diagonales "diag" alignées verticalement et 1 diagonale "diag" décalée et allongée,

**Lemma DD\_D\$ :**

(Diag t x cote P Q P)->  
 (Diag (t+1) x cote P' Q' P')->  
 (P'' (t+1) (x+(cote+1)))->  
 (Diag (t+1) x (cote+1) P'' Q'' P'').

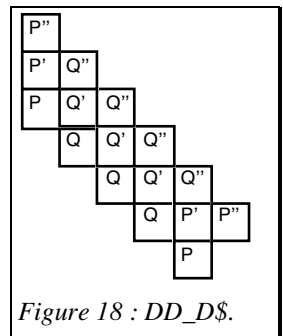


Figure 18 : DD\_D\$.

- 1 diagonale "diag" et, décalées, 2 diagonales "diag" alignées et allongées,

**Lemma D\_DD\$ :**

(Diag t x cote P Q P)->  
 (Diag t x (cote+1) P' Q' P')->  
 (P'' (t+1) (x+(cote+1)))->  
 (Diag (t+1) x (cote+1) P'' Q'' P'').

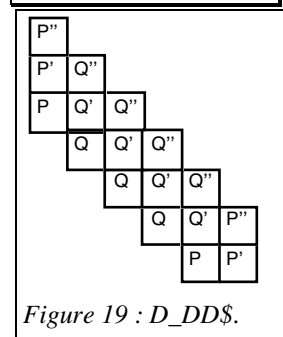


Figure 19 : D\_DD\$.



```

Lemma Dd_d :
(0 < cote) ->
(Diag t x (cote+2) P Q R) ->
(Semi_Diag (t+1) (x+1) (cote+1) P' Q') ->
(P'' (t+2) (x+cote+2)) ->
(Semi_Diag (t+2) (x+2) cote P'' Q'').

```

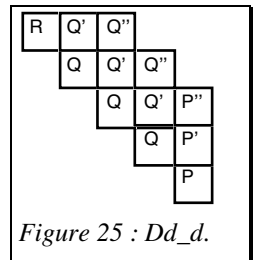


Figure 25 : Dd\_d.

- 3 diagonales "semi-diag" décalées et raccourcies

```

Lemma dd_d :
(0 < cote) ->
(Semi_Diag t x (cote+2) P Q) ->
(Semi_Diag (t+1) (x+1) (cote+1) P' Q') ->
(P'' (t+2) (x+cote+2)) ->
(Semi_Diag (t+2) (x+2) cote P'' Q'').

```

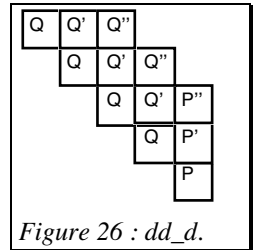


Figure 26 : dd\_d.

Pour être démontrés, tous ces lemmes ont besoin d'hypothèses supplémentaires sur les lois régissant les transitions. Afin de simplifier l'écriture et la lisibilité, ces hypothèses ont été regroupées en tête de section (et non répétées dans l'énoncé de chaque théorème).

```

Variables
P, Q, R, P', Q', R', P'', Q'', R'' : Local_Prop.
Hypothesis PPQP : (loi P P' Q'' P'').
Hypothesis PQPQ : (loi P Q' P'' Q'').
Hypothesis PQQP : (loi P Q' Q'' P'').
Hypothesis PQQQ : (loi P Q' Q'' Q'').
Hypothesis PQRQ : (loi P Q' R'' Q'').
Hypothesis XPQP : (loi_droite P' Q'' P'').
Hypothesis QPPQ : (loi Q P' P'' Q'').
Hypothesis QPPR : (loi Q P' P'' R'').
Hypothesis QQPQ : (loi Q Q' P'' Q'').
Hypothesis QQPR : (loi Q Q' P'' R'').
Hypothesis QQQQ : (loi Q Q' Q'' Q'').
Hypothesis QQRQ : (loi Q Q' R'' Q'').
Hypothesis QRPQ : (loi Q R' P'' Q'').
Hypothesis RPPQ : (loi R P' P'' Q'').
Hypothesis PQQR : (loi P Q' Q'' R'').

```

Coq garantit, une fois la section fermée, l'énoncé minimal de chaque lemme n'ayant que les hypothèses nécessaires à sa propre preuve.

# L'automate.

Cette section contient essentiellement la fonction de transition.

On définit d'abord l'ensemble des six états :

```
Inductive Set Couleur :=  
  A : Couleur | B : Couleur | C : Couleur | L : Couleur  
  | G : Couleur | F : Couleur.
```

La fonction de transition, d'un ensemble fini (Couleur X Couleur, X Couleur) dans un ensemble fini (Couleur) est décrite en extension par des tables. La première caractérise l'état suivant en fonction de l'état courant :

```
Definition Transition := [c0, c1, c2 : Couleur]  
<Couleur> Case c1 of  
  (*A*) (Transition_A c0 c2)  
  (*B*) (Transition_B c0 c2)  
  (*C*) (Transition_C c0 c2)  
  (*L*) (Transition_L c0 c2)  
  (*G*) (Transition_G c0 c2)  
  (*F*) F  
end.
```

On note qu'à l'exception de l'état final (stable), les autres états dépendent tous des voisins, ce qui donne cinq nouvelles tables :

```
Definition Transition_A := [c0, c2 : Couleur] <Couleur>  
Case c0 of  
  (*A*) (Transition_A_A c2)  
  (*B*) (Transition_B_A c2)  
  (*C*) A  
  (*L*) (Transition_L_A c2)  
  (*G*) C  
  (*F*) F  
end.  
  
Definition Transition_B := [c0, c2 : Couleur] <Couleur>  
Case c0 of  
  (*A*) (Transition_A_B c2)  
  (*B*) (Transition_B_B c2)  
  (*C*) (Transition_C_B c2)  
  (*L*) (Transition_L_B c2)  
  (*G*) (Transition_G_B c2)  
  (*F*) F  
end.  
  
Definition Transition_C := [c0, c2 : Couleur] <Couleur>  
Case c0 of  
  (*A*) B  
  (*B*) (Transition_B_C c2)  
  (*C*) (Transition_C_C c2)  
  (*L*) (Transition_L_C c2)  
  (*G*) B  
  (*F*) F  
end.
```

```

Definition Transition_L := [c0, c2 : Couleur] <Couleur>
Case c0 of
  (*A*) (Transition_A_L c2)
  (*B*) L
  (*C*) (Transition_C_L c2)
  (*L*) L
  (*G*) (Transition_G_L c2)
  (*F*) L
end.

Definition Transition_G := [c0, c2 : Couleur] <Couleur>
Case c2 of
  (*A*) G
  (*B*) G
  (*C*) G
  (*L*) (Transition__G_L c0)
  (*G*) (Transition__G_G c0)
  (*F*) G
end.

```

On note que dans certains cas, la donnée de l'état courant et de celle d'un voisin suffit à déterminer l'état suivant et que dans d'autres cas, il faut faire appel à une troisième table comme celles-ci (pour l'état courant A) :

```

Definition Transition_A_A := [c2 : Couleur] <Couleur>
Case c2 of
  (*A*) A
  (*B*) B
  (*C*) C
  (*L*) A
  (*G*) B
  (*F*) F
end.

Definition Transition_B_A := [c2 : Couleur] <Couleur>
Case c2 of
  (*A*) F
  (*B*) G
  (*C*) C
  (*L*) G
  (*G*) C
  (*F*) F
end.

Definition Transition_L_A := [c2 : Couleur] <Couleur>
Case c2 of
  (*A*) A
  (*B*) L
  (*C*) G
  (*L*) A
  (*G*) F
  (*F*) F
end.

```

On remarque également que la détermination se fait toujours en premier sur le voisin de gauche sauf pour l'état général qui privilégie l'état de droite. Ce choix a été fait au vu des tables de transitions pour alléger l'écriture des tables. Il a eu une conséquence bénéfique dans la suite car il s'est trouvé parfois d'avoir à démontrer qu'un état suivant était obtenu dans une configuration ou l'état courant et l'état du seul voisin (de droite pour un état G, de gauche pour un état L) étaient connus. La preuve, quel que soit l'état de l'autre voisin était obtenue sans étude de cas et de ce fait plus rapidement.

Il faut noter ici une différence avec la preuve papier de J. Mazoyer. Sur le papier, la définition de la fonction de transition est partielle, de nombreuses configurations, réputées non accessibles, sont laissées indéfinies. Coq étant basé sur le calcul des constructions n'admet pas de fonctions partielles. Il aurait bien été possible de simuler un état inaccessible par une septième valeur d'état et la preuve que cette valeur n'est jamais



prise. Toutefois, la preuve aurait été considérablement alourdie. De plus, l'intérêt d'une telle manipulation dans le cas présent était faible, ce que nous voulions montrer était la correction d'une solution. C'est la raison pour laquelle il a été choisi de remplir les cases indéfinies des tables de la solution de J.Mazoyer par les états qui rendaient l'écriture de la fonction de transition la plus facile. Les puristes ne pourront nier que la solution ainsi décrite est correcte mais ils pourront toujours objecter qu'en remplissant ainsi les vides, nous avons peut-être par un hasard aussi fortuit qu'heureux rempli une case utile avec la bonne valeur...

La section contient également la fonction calculant toute transition.

```

Parameter N : nat.
Axiom necessaire : (2<N).
Fixpoint Etat [t : nat] : nat -> Couleur :=
[x : nat] <Couleur> Case t of
(*O*)<Couleur> Case x of
  (*O*) G
  (*Sx'*)[x' : nat]
    (Ifdec (eq_nat_dec (N+1) (x'+1)) G
    (Ifdec (eq_nat_dec (N+2) (x'+1)) C L))
  end
(*St'*)[t' : nat] <Couleur> Case x of
  (*O*)(Transition L (Etat t' 0) (Etat t' 1))
  (*Sx'*)[x' : nat]
    (Transition (Etat t' x') (Etat t' (x'+1))
    (Etat t' (x'+2)))
  end
end.

```

Le premier cas (t=0) correspond à l'état initial de l'automate et le second (t=t'+1) à l'état courant. Le constructeur Ifdec fonctionne à la manière d'un "si alors sinon" qui se détermine sur la valeur de décision de l'égalité des naturels "eq\_nat\_dec".

La base (t=0) est donc une ligne infinie d'automates à l'état quiescent L à l'exception des cases d'abscisses 0, N+1 et N+2 respectivement à l'état G, G et C.

```

Lemma G00 : (Etat 0 0)=G.
Lemma G0N : (Etat 0 (N+1))=G.
Lemma CON1 : (Etat 0 (N+2))=C.
Lemma base_L :
  (x:nat) (0<x) -> (x<(N+1)) -> (Etat 0 x)=L.
Lemma base$L : (x:nat) ((N+2)<x) -> (Etat 0 x)=L.

```

Plusieurs choix ont été faits ici.

- Le premier est de ne borner ni le temps ni l'espace. Cela permet d'utiliser les naturels pour travailler et non les naturels d'un intervalle sur lesquels il aurait fallu montrer les propriétés usuelles. Les fonctions de Coq ne pouvant être partielles, il fallait donc définir un comportement pour toutes les cellules (fictives) au-delà de la nième (et dernière cellule de la ligne des fusiliers).

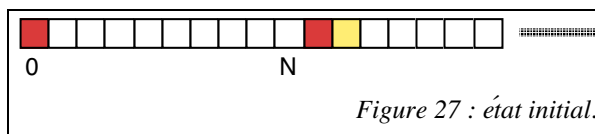


Figure 27 : état initial.

- Plutôt que d'avoir un état X (comme le propose J.Mazoyer) pour caractériser l'extérieur, on a cherché à faire en sorte que le cas N s'insère dans la récursivité. Les autres rectangles "similaires" (au sens de la récursivité) et plus petits apparaissant dans le rectangle sont caractérisés par des frontières verticales formées d'états différents de G à gauche et égaux à G à droite. Il a donc été décidé de faire comme si un état d'abscisse -1 était à L et de faire en sorte que les règles de calcul génèrent un état G pour l'automate d'abscisse N+1. C'est la raison d'être de l'état C en N+2 à l'origine (d'autres façons d'imposer cette verticale d'état G auraient pu être choisies).

- Enfin la condition  $N > 2$  s'est imposée pour être toujours dans le cas général. Les démonstrations pour les valeurs 0, 1 et 2 auraient pu être faites de manière à avoir une preuve pour tout N, elles auraient surchargé la preuve sans ajouter quoi que ce soit de vraiment intéressant.

# Les briques de base.

Cette section commence par définir comme propriété locale, le fait pour une case d'être dans un état donné.

```

Definition A_Etat      :=[t,x:nat] (Etat t x)=A.
Definition B_Etat      :=[t,x:nat] (Etat t x)=B.
Definition C_Etat      :=[t,x:nat] (Etat t x)=C.
Definition G_Etat      :=[t,x:nat] (Etat t x)=G.
Definition L_Etat      :=[t,x:nat] (Etat t x)=L.
Definition F_Etat      :=[t,x:nat] (Etat t x)=F.
    
```

Ceci permet de définir les structures appelées A\_basic, B\_basic et C\_basic dans l'article de J.Mazoyer.

```

Inductive A_basic [t,x,cote:nat] :
Prop := make_A_basic :
(2<cote)->
(Diag t x cote L_Etat A_Etat L_Etat)->
(Diag (t+1) x cote L_Etat A_Etat
      L_Etat)->
(A_basic t x cote).
    
```

```

Inductive B_basic [t,x, cote:nat] :
Prop := make_B_basic :
(2<cote)->
(Diag' t x cote L_Etat G_Etat B_Etat
      L_Etat)->
(Diag (t+1) x cote L_Etat B_Etat
      L_Etat)->
(B_basic t x cote).
    
```

```

Inductive C_basic [t,x, cote:nat] :
Prop := make_C_basic :
(1<cote)->
(Diag t x cote L_Etat C_Etat L_Etat)->
(Diag (t+1) x cote L_Etat C_Etat
      L_Etat)->
(C_basic t x cote).
    
```

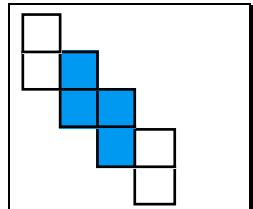


Figure 28 : A\_basic.

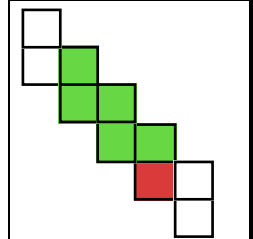


Figure 29 : B\_basic.

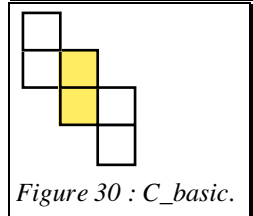


Figure 30 : C\_basic.

Les figures 28 et 30 représentant les structures A\_basic et C\_basic sont de longueur minimum, bien entendu, ces structures peuvent être beaucoup plus longues. Le fait de choisir les longueurs minimum différentes a permis de simplifier la démonstration en gerant ces longueurs au plus juste. Il faut noter le confort d'utilisation de Coq pour gérer ce genre de paramètres : lorsque la démonstration bute sur une condition de longueur indémontrable, cela signifie qu'il est nécessaire de rajouter une hypothèse dans le lemme en cours.

Le propre de ces figures de bases est de s'empiler de façon régulière :

- soit 2 figures identiques alignées verticalement :

**Lemma A\_A :**  
 $(A\_basic\ t\ x\ cote) \rightarrow$   
 $(L\_Etat\ (t+2)\ (x+cote)) \rightarrow$   
 $(L\_Etat\ (t+3)\ (x+cote)) \rightarrow$   
 $(A\_basic\ (t+2)\ x\ cote).$

ce lemme se démontre en appliquant deux fois le lemme DDD;

**Lemma B\_B :**  
 $(B\_basic\ t\ x\ cote) \rightarrow$   
 $(L\_Etat\ (t+2)\ (x+cote)) \rightarrow$   
 $(L\_Etat\ (t+3)\ (x+cote)) \rightarrow$   
 $(B\_basic\ (t+2)\ x\ cote).$

celui-ci se démontre en appliquant d'abord D'DD' puis DD'D;

**Lemma C\_C :**  
 $(C\_basic\ t\ x\ cote) \rightarrow$   
 $(L\_Etat\ (t+2)\ (x+cote)) \rightarrow$   
 $(L\_Etat\ (t+3)\ (x+cote)) \rightarrow$   
 $(C\_basic\ (t+2)\ x\ cote).$

qui se démontre comme A\_A;

- soit 2 figures différentes décalées de même longueur :

**Lemma A\_B :**  
 $(A\_basic\ t\ x\ cote) \rightarrow$   
 $(L\_Etat\ (t+1)\ (x+cote+1)) \rightarrow$   
 $(L\_Etat\ (t+2)\ (x+cote+1)) \rightarrow$   
 $(B\_basic\ (t+1)\ (x+1)\ cote).$

qui demande un appel à DD\_D', puis un appel à D\_D'D;

**Lemma B\_C :**  
 $(B\_basic\ t\ x\ cote) \rightarrow$   
 $(L\_Etat\ (t+1)\ (x+cote+1)) \rightarrow$   
 $(L\_Etat\ (t+2)\ (x+cote+1)) \rightarrow$   
 $(C\_basic\ (t+1)\ (x+1)\ cote).$

alors que ce lemme demande un appel à D'D\_D puis un à D\_DD;

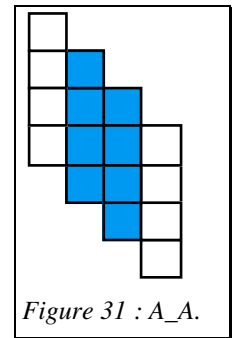


Figure 31 : A\_A.

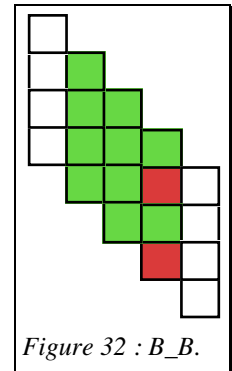


Figure 32 : B\_B.

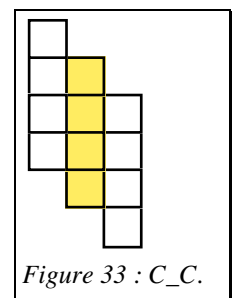


Figure 33 : C\_C.

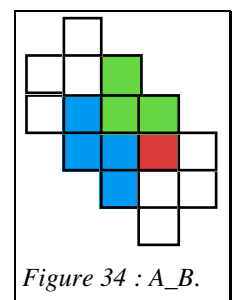


Figure 34 : A\_B.

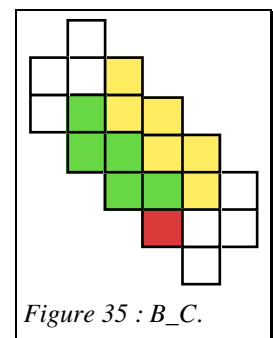


Figure 35 : B\_C.

- soit enfin 2 figures différentes décalées et de longueur différentes :

```

Lemma C_A :
(C_basic t x cote)->
(L_Etat (t+1) (x+cote+1))->
(L_Etat (t+2) (x+cote+1))->
(A_basic (t+1) x (cote+1)).

```

qui utilise successivement le lemme DD\_D\$ et le lemme D\_DD\$.

Toutes les démonstrations suivent le même schéma, en faisant appel aux lemmes de la section des constructions, puis en vérifiant que les hypothèses d'application de ces lemmes instanciées par les valeurs d'états correspondantes sont bien vérifiées par la fonction de transition décrite dans les tables de la section automate.

Cette section s'achève par une série de petits lemmes caractérisants des cas particuliers utilisés dans la suite.

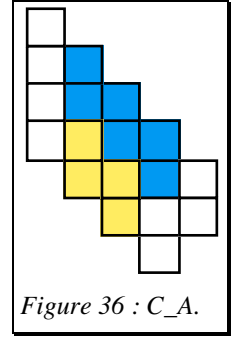


Figure 36 : C\_A.

```

Lemma GA_G : (t,x:nat)
(G_Etat t x) -> (A_Etat t (x+1)) -> (G_Etat (t+1) x).

Lemma GB_G : (t,x:nat)
(G_Etat t x) -> (B_Etat t (x+1)) -> (G_Etat (t+1) x).

Lemma GC_G : (t,x:nat)
(G_Etat t x) -> (C_Etat t (x+1)) -> (G_Etat (t+1) x).

Lemma GA_$C : (t,x:nat)
(G_Etat t x) -> (A_Etat t (x+1)) ->
(C_Etat (t+1) (x+1)).

Lemma GBA_$C : (t,x:nat)
(G_Etat t x) -> (B_Etat t (x+1)) -> (A_Etat t (x+2)) ->
(C_Etat (t+1) (x+1)).

Lemma GBG_$G : (t,x:nat)
(G_Etat t x) -> (B_Etat t (x+1)) -> (G_Etat t (x+2)) ->
(G_Etat (t+1) (x+1)).

Lemma GBC_$B : (t,x:nat)
(G_Etat t x) -> (B_Etat t (x+1)) -> (C_Etat t (x+2)) ->
(B_Etat (t+1) (x+1)).

Lemma GC_$B : (t,x:nat)
(G_Etat t x) -> (C_Etat t (x+1)) ->
(B_Etat (t+1) (x+1)).

```

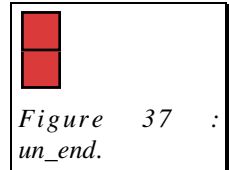
## Le bord gauche.

Cette section s'occupe plus particulièrement du bord gauche de la figure. On observe la répétition de motifs se terminant par des états G, formant ainsi (à l'exception de la case t=2) une verticale d'états G (rouge). Ces figures ont des noms tirés du papier de J.Mazoyer d'où le décalage d'une unité entre le nom et la longueur.

```

Inductive un_end [t,x:nat] :Prop :=
make_un_end :
(G_Etat t x)->
(G_Etat (t+1) x)->
(un_end t x).

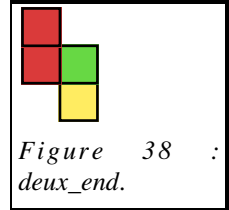
```



```

Inductive deux_end [t,x:nat] :Prop :=
make_deux_end :
(C_Etat t (x+1))->
(B_Etat (t+1) (x+1))->
(un_end (t+1) x)->
(deux_end t x).

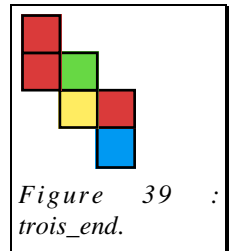
```



```

Inductive trois_end [t,x:nat] :Prop :=
make_trois_end :
(A_Etat t (x+2))->
(G_Etat (t+1) (x+2))->
(deux_end (t+1) x)->
(trois_end t x).

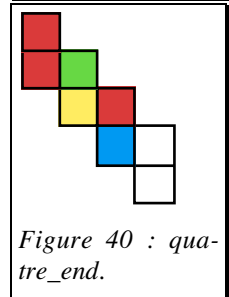
```



```

Inductive quatre_end [t,x:nat] : Prop :=
make_quatre_end :
(L_Etat t (x+3))->
(L_Etat (t+1) (x+3))->
(trois_end (t+1) x)->
(quatre_end t x).

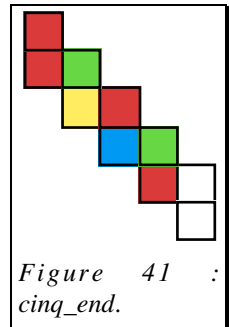
```



```

Inductive cinq_end [t,x:nat] : Prop :=
make_cinq_end :
(L_Etat t (x+4))->
(L_Etat (t+1) (x+4))->
(G_Etat (t+1) (x+3))->
(B_Etat (t+2) (x+3))->
(trois_end (t+2) x)->
(cinq_end t x).

```



Remarque:

Grâce au fait que l'on a pu autoriser l'existence de figures C\_basic de longueur 2, il n'est plus nécessaire de définir la figure six\_end de J.Mazoyer; celle-ci est l'aboutement d'une figure quatre\_end et d'une figure C\_basic de longueur 2.

Par construction, toutes les figures n\_end se terminent à gauche par deux cases dans l'état G. Cette propriété étant utilisée par la suite, elle fait l'objet de petits lemmes triviaux :

```

Lemma un_GG : (t,x:nat)
(un_end t x)-> (G_Etat t x) /\ (G_Etat (t+1) x).

Lemma deux_GG : (t,x:nat)
(deux_end t x)-> (G_Etat (t+1) x) /\ (G_Etat (t+2) x).

Lemma trois_GG : (t,x:nat)
(trois_end t x)-> (G_Etat (t+2) x) /\ (G_Etat (t+3) x).

Lemma quatre_GG : (t,x:nat)
(quatre_end t x)-> (G_Etat (t+3) x) /\ (G_Etat (t+4) x).

```

```

Lemma cinq_GG : (t,x:nat)
(cinq_end t x)-> (G_Etat (t+4) x) /\ (G_Etat (t+5) x).

```

Les lemmes suivants définissent l'empilement vertical des structures n\_end

:

```

Lemma un_deux : (t,x:nat)
(un_end t x)->
(C_Etat (t+1) (x+1))->
(B_Etat (t+2) (x+1))->
(deux_end (t+1) x).

```

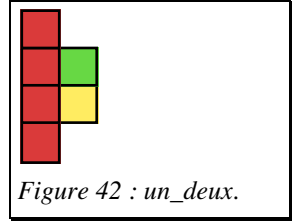


Figure 42 : un\_deux.

```

Lemma deux_trois : (t,x:nat)
(deux_end t x)->
(A_Etat (t+1) (x+2))->
(G_Etat (t+2) (x+2))->
(trois_end (t+1) x).

```

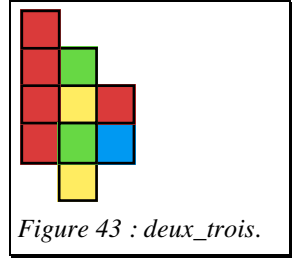


Figure 43 : deux\_trois.

```

Lemma deux_quatre : (t,x:nat)
(deux_end t x)->
(L_Etat t (x+2))->
(L_Etat t (x+3))->
(L_Etat (t+1) (x+3))->
( quatre_end t x).

```

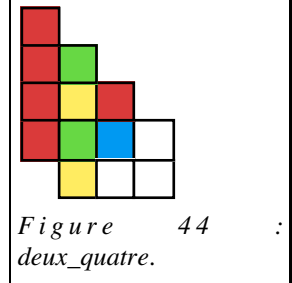


Figure 44 : deux\_quatre.

```

Lemma trois_quatre : (t,x:nat)
(trois_end t x)->
(L_Etat (t+1) (x+3))->
(L_Etat (t+2) (x+3))->
(trois_end (t+2) x).

```

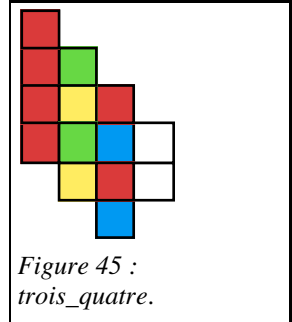


Figure 45 : trois\_quatre.

```

Lemma trois_cinq : (t,x:nat)
(trois_end t x)->
(G_Etat (t+1) (x+3))->
(B_Etat (t+2) (x+3))->
(trois_end (t+2) x).

```

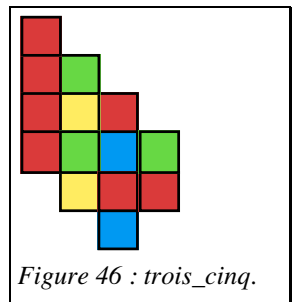


Figure 46 : trois\_cinq.

Cela permet de constater que les structures n\_end ont un fonctionnement semblable à celui des x\_basic en ce sens que :

- deux structures identiques s'empilent alignées si deux cellules quiescentes sont présentes sur le bord droit :

```

Lemma quatre_quatre : (t,x:nat)
(quatre_end t x)->
(L_Etat (t+2) (x+3))->
(L_Etat (t+3) (x+3))->
(quatre_end (t+2) x).

```

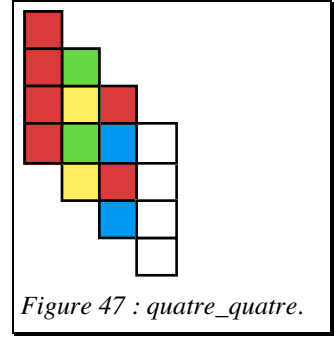


Figure 47 : quatre\_quatre.

```

Lemma cinq_cinq : (t,x:nat)
(cinq_end t x)->
(L_Etat (t+2) (x+4))->
(L_Etat (t+3) (x+4))->
(cinq_end (t+2) x).

```

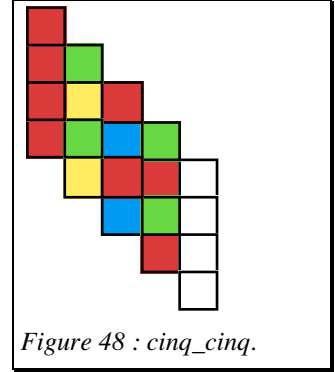


Figure 48 : cinq\_cinq.

et deux cellules différentes s'empilent décalées si les deux cellules quiescentes sont décalées :

```

Lemma quatre_cinq : (t,x:nat)
(quatre_end t x)->
(L_Etat (t+1) (x+4))->
(L_Etat (t+2) (x+4))->
(cinq_end (t+1) x).

```

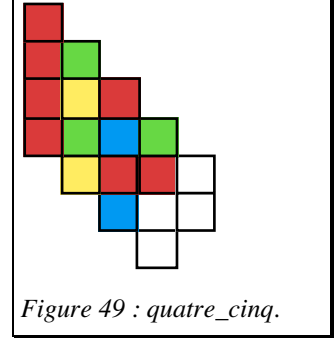


Figure 49 : quatre\_cinq.

```

Lemma cinq_quatre : (t,x:nat)
(cinq_end t x)->
(L_Etat (t+1) (x+5))->
(L_Etat (t+2) (x+5))->
((C_basic (t+1) (x+3) 2) /\
 (quatre_end (t+3) x)).

```

On notera que la dernière figure obtenue par décalage à partir d'un cinq\_end est l'aboutement d'un quatre\_end et d'un C\_basic de longueur 2 sur la diagonale.

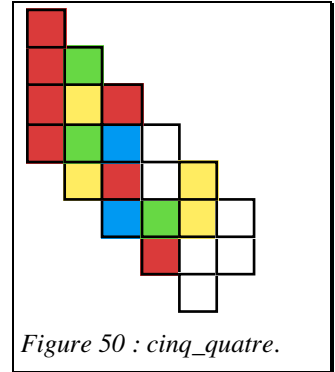


Figure 50 : cinq\_quatre.

# La réflexion.

Il s'agit désormais de considérer le bord droit. Sur ce bord, le signal parvient au bout d'un temps  $N$  et se réfléchit. La réflexion doit fournir les informations relatives au reste modulo 3 de  $N$  de façon à gérer correctement le point d'appel de récurrence au deux tiers de  $N$ . On définit donc les signaux réfléchis suivants (les notations sont celles de J.Mazoyer) :

```
Inductive UA [t,x,cote:nat] : Prop :=
make-UA :
(1 < cote) ->
(Diag t x cote G_Etat A_Etat G_Etat) ->
(UA t x cote).
```

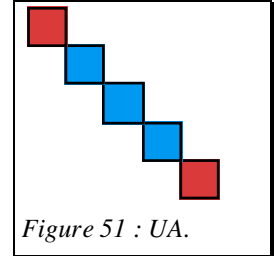


Figure 51 : UA.

```
Inductive UAB [t,x,cote:nat] : Prop :=
make-UAB :
(2 < cote) ->
(Diag' t x cote G_Etat G_Etat B_Etat
G_Etat) ->
(Diag (t+1) x cote G_Etat A_Etat
G_Etat) ->
(UAB t x cote).
```

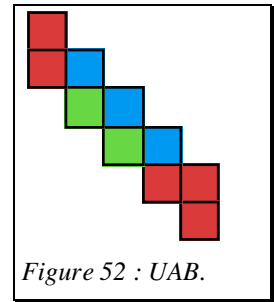


Figure 52 : UAB.

```
Inductive ZCB [t,x,cote:nat] : Prop :=
make-ZCB :
(1 < cote) ->
(Diag t x cote G_Etat C_Etat G_Etat) ->
(Diag (t+1) x cote G_Etat B_Etat
G_Etat) ->
(ZCB t x cote).
```

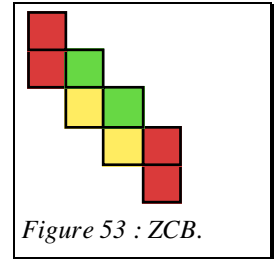


Figure 53 : ZCB.

Selon la dernière diagonale produite lors de la propagation aller du signal, on

a :

```
Lemma B-UA :
(B_basic t x cote) ->
(G_Etat (t+1) (x+cote+1)) ->
(UA (t+1) (x+1) cote).
```

La démonstration utilise principalement le lemme D'D\_D.

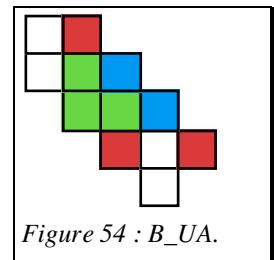


Figure 54 : B-UA.

```
Lemma C-UAB :
(2 < cote) ->
(C_basic t x cote) ->
(G_Etat (t+1) (x+cote+1)) ->
(G_Etat (t+2) (x+cote+1)) ->
(UAB (t+1) (x+1) cote).
```

On applique successivement les lemmes DD\_D' et D\_D'D pour prouver les deux lignes.

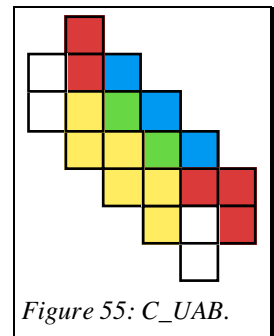


Figure 55: C-UAB.







```

Lemma A_Vg :
(A_basic t x cote)->
(G_Etat (t+1) (x+cote+1))->
(G_Etat (t+2) (x+cote+1))->
(Verticale (t+cote+1) (x+1) (1) G_Etat).

```

conséquence immédiate du lemme A\_ZCB,

```

Lemma B_Vg :
(B_basic t x cote)->
(G_Etat (t+1) (x+cote+1))->
(G_Etat (t+2) (x+cote+1))->
(G_Etat (t+3) (x+cote+1))->
(Verticale (t+cote+1) (x+1) (2) G_Etat).

```

conséquence des lemmes B\_ZCB et B\_UA,

```

Lemma C_Vg :
(2<cote)->
(C_basic t x cote)->
(G_Etat (t+1) (x+cote+1))->
(G_Etat (t+2) (x+cote+1))->
(G_Etat (t+3) (x+cote+1))->
(G_Etat (t+4) (x+cote+1))->
(Verticale (t+cote+1) (x+1) (3) G_Etat).

```

conséquence des lemmes C\_ZCB et C\_UAB.

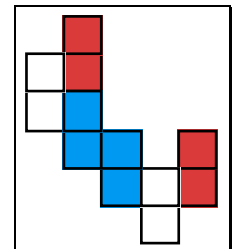


Figure 64 : A\_Vg.

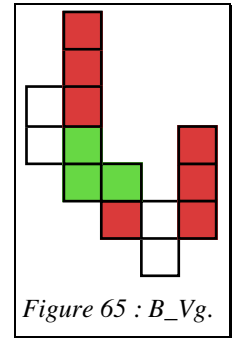


Figure 65 : B\_Vg.

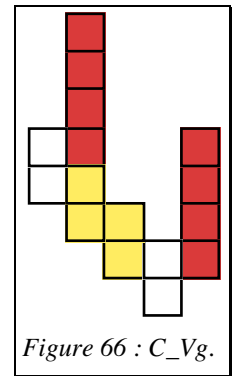


Figure 66 : C\_Vg.

## Les double-diagonales.

Après avoir construit des briques de base (en un certain sens des listes de cases), nous allons aborder la construction clef utilisant ces briques (en poursuivant l'analogie une liste de listes).

En simplifiant la figure obtenue en développant dans le temps l'évolution de la ligne d'automate, on obtient une figure rectangulaire (§ le problème). Ce rectangle peut être schématiquement divisé en trois triangles par la propagation du signal de gauche à droite et par son retour. Le triangle inférieur est quiescent, le triangle supérieur est essentiellement construit récursivement.

Le triangle central est formé des briques de bases que nous avons définies précédemment, les figures A\_basic, B\_basic, C\_basic, quatre\_end et cinq\_end. Ces briques sont assemblées sur les diagonales en une structure unique appelée DD (pour double-diagonale).

La définition de DD utilise cinq constructeurs (on utilise les notations de congruence modulo 3 et (cote:3) désigne la division entière par 3); la figure placée en regard contient les dessins de DD pour les premières valeurs de cote (de 3 à 7) soit respectivement DD\_4, DD\_5, DD\_C, DD\_A et DD\_B :

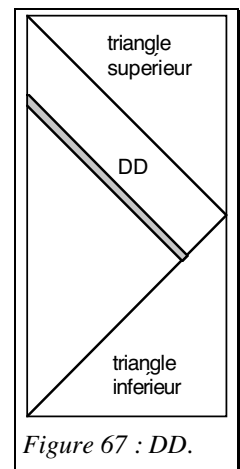


Figure 67 : DD.

```

Inductive DD :
  nat -> nat -> nat -> Prop :=
DD_4 : (t,x:nat)
  (quatre_end t x)->
  (DD t x (3))
| DD_5 : (t,x:nat)
  (cinq_end t x)->
  (DD t x (4))
| DD_A : (t,x,cote:nat)
  (6≤cote)->
  (cote=0 mod 3)->
  (A_basic t (x+2.(cote:3)-1)
    ((cote:3)+1))->
  (DD (t+(cote:3)+1) x
    (2.(cote:3)-1))->
  (DD t x cote)
| DD_B : (t,x,cote:nat)
  (7≤cote)->
  (cote=1 mod 3)->
  (B_basic t (x+2.(cote:3))
    ((cote:3)+1))->
  (DD (t+(cote:3)+1) x
    (2.(cote:3)))->
  (DD t x cote)
| DD_C : (t,x,cote:nat)
  (5≤cote)->
  (cote=2 mod 3)->
  (C_basic t (x+2.(cote:3)+1)
    ((cote:3)+1))->
  (DD (t+(cote:3)+1) x
    (2.(cote:3)+1))->
  (DD t x cote).

```

On établit d'abord un petit lemme facile disant que le bord gauche d'une structure DD est formé de deux cases dans l'état G :

```

Lemma DD_GG : (t, x, cote: nat)
  (DD t x cote) ->
  (G_Etat (t+cote) x) /\ (G_Etat (t+cote+1) x).

```

On termine cette section en montrant deux lemmes importants relatifs à l'empilement des structures DD d'abord sans décalage horizontal puis avec un décalage.

Le lemme relatif à l'empilement sans décalage :

```

Theorem DD_hh : (t, x, cote: nat)
  (DD t x cote)->
  (L_Etat (t+2) (x+cote))->
  (L_Etat (t+3) (x+cote))->
  (DD (t+2) x cote).

```

peut s'illustrer avec la figure suivante :

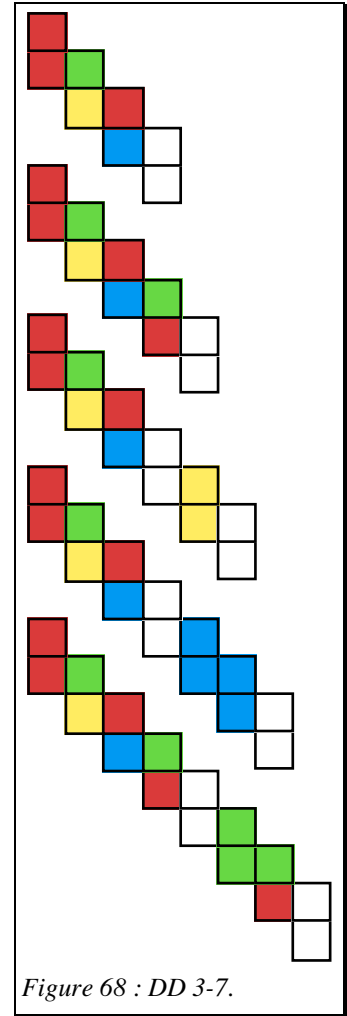
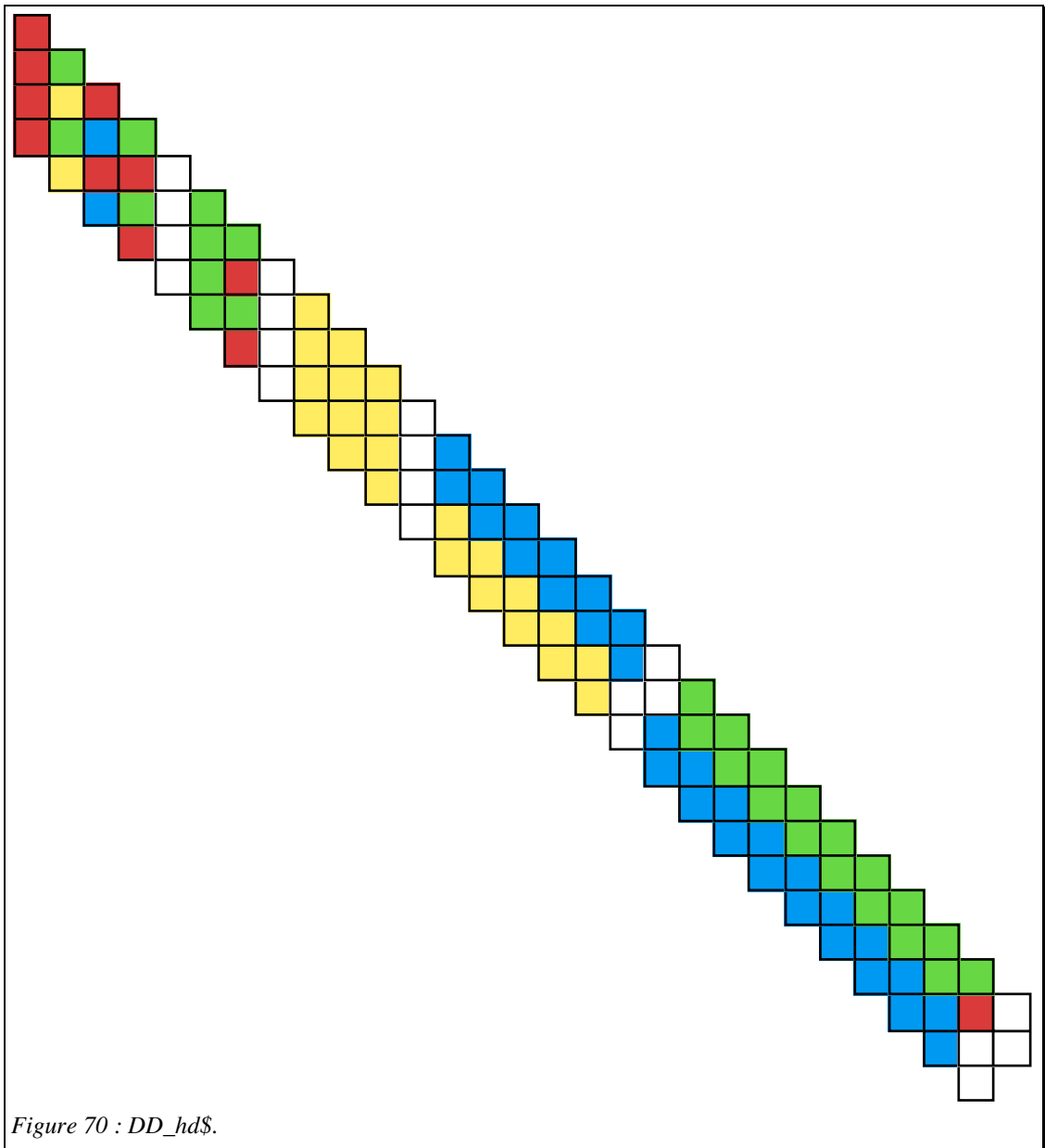


Figure 68 : DD 3-7.





Sa démonstration, bien que basée sur le même principe est un peu plus délicate. On distingue les cas selon  $(DD \text{ t } \times \text{ cote})$  :

- si l'agit d'un  $DD_4$ , le résultat est un  $DD_5$  ce que le lemme quatre\_cinq établit;
- si l'agit d'un  $DD_5$ , le résultat ( $DD_C 6$ ) se montre en utilisant le lemme cinq\_quatre qui donne à la fois le quatre\_end final et la structure  $C_{\text{basic}}$  de longueur 2;
- si l'agit d'un  $DD_A$ , le résultat est un  $DD_B$ , il faut utiliser une récurrence et appliquer le théorème  $A_B$ ;
- de même le  $DD_B$  donne  $DD_C$  par récurrence et application de  $B_C$ ;
- par contre le cas  $DD_C$  qui donne  $DD_A$  rallonge la structure basic terminale d'une unité, il y a application du lemme  $C_A$  pour la partie terminale et du lemme précédent  $DD_{hh}$  pour la structure  $DD$  restante qui de ce fait se retrouve de même longueur que sa génératrice.

De plus cette démonstration fait appel à plusieurs lemmes d'arithmétique (placés en bibliothèque) pour gérer le reste modulo 3 de  $\text{cote}+1$  en fonction du reste modulo 3 de  $\text{cote}$  ainsi que les différentes longueurs des diagonales.

# Les verticales.

Cette section contient un certain nombre de petits lemmes permettant d'avoir tous les outils pour mener à bien les récursivités du triangle supérieur.

On commence par gérer le triangle inférieur, non plus à partir de la situation initiale car elle ne se retrouve plus dans le triangle supérieur mais à partir de la troisième ligne qui est du type `Horizontale_t1`.

```
Lemma Ht1_End2 :
  (t,x,long :nat)
  (Horizontale_t1 t x long G_Etat
   C_Etat L_Etat) ->
  (deux_end t x).
```

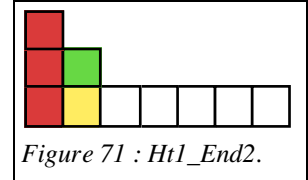


Figure 71 : Ht1\_End2.

```
Lemma Ht1_End4 :
  (t,x,long :nat)
  (0<long) ->
  (Horizontale_t1 t x long G_Etat
   C_Etat L_Etat) ->
  (quatre_end t x).
```

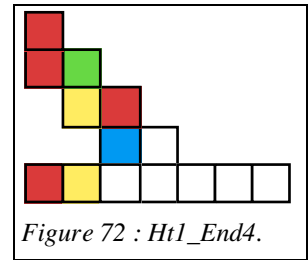


Figure 72 : Ht1\_End4.

```
Lemma Hor_tr_inf : (t,x,cote:nat)
  (Horizontale t x cote L_Etat) ->
  (Triangle_inf t x cote L_Etat).
```

On poursuit avec le rectangle médian dans lequel on montre que les structures DD et la verticale d'état G sur le bord gauche sont les conséquences d'une `Horizontale_t1`.

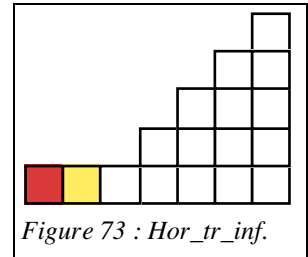


Figure 73 : Hor\_tr\_inf.

```
Lemma Ht1_bissect :
  (t,x,cote:nat)
  (0<cote) ->
  (Horizontale_t1 t x cote G_Etat
   C_Etat L_Etat) ->
  ((dx:nat) ((dx+1)≤cote) ->
   (L_Etat (t+dx) (x+dx+3)) /\
   (L_Etat (t+dx+1) (x+dx+3))).
```

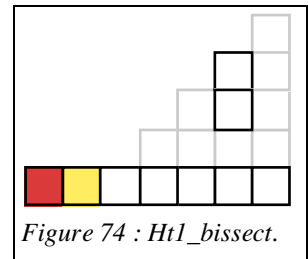


Figure 74 : Ht1\_bissect.

C'est une conséquence directe du lemme précédent.

```
Theorem Ht1_DD : (t,x,cote:nat)
  (0<cote) ->
  (Horizontale_t1 t x cote G_Etat
   C_Etat L_Etat) ->
  ((dx:nat) ((dx+1)≤cote) ->
   (DD (t+dx) x (dx+3))).
```

Ce théorème s'établit par récurrence avec le lemme `DD_hd`.

Il admet le lemme suivant comme cas particulier, c'est la frontière supérieure du triangle médian.

```
Lemma Ht1_DDf : (t,x,haut:nat)
  (Horizontale_t1 t x (haut+1) G_Etat
   C_Etat L_Etat) ->
  (DD (t+haut) x (haut+3)).
```

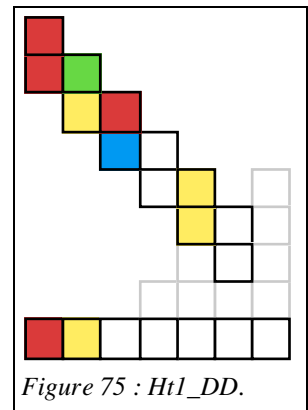


Figure 75 : Ht1\_DD.

Le lemme suivant régit le bord gauche du triangle médian qui est une verticale d'état G :

```

Lemma Ht1_VV : (t,x,cote:nat)
(Horizontale_t1 t x cote G_Etat
  C_Etat L_Etat) ->
(Verticale (t+1) x (2.cote+1)
  G_Etat).

```

Pour établir ce lemme, on utilise le lemme `rec_vert` qui construit une verticale de longueur paire par aboutement de segments de longueur 2, obtenu par le lemme `DD_GG`.

Cette section se termine par des lemmes relatifs aux lignes  $t=0$  et  $t=1$  qui sont spécifiques et ne participent pas à la récurrence.

On a donc ces hypothèses locales à cette section :

```

Hypothesis Assez_grand : (1<long).
Hypothesis Base :
(Horizontale_t0 t 0 long G_Etat
  L_Etat).

```

On retrouve des versions particulières des lemmes précédents :

```

Lemma Ht0_bissect : (dx:nat)
((dx+1)≤long) ->
(L_Etat (t+dx) (dx+2)) /\ (L_Etat (t+dx+1) (dx+2)).
Lemma Ht0_End2 : (deux_end (t+1) (0)).
Lemma Ht0_End4 : (quatre_end (t+1) (0)).
Theorem Ht0_DD : (dx:nat)
((dx+2)≤long) -> (DD (t+dx+1) (0) (dx+3)).
Lemma Ht0_DDf : (DD (t+long-1) (0) (long+1)).

```

Les "remark"(s) sont des lemmes locaux à la section, ils ont pour but de simplifier l'écriture des preuves en établissant des faits utilisés plusieurs fois. Par exemple

```

Remark B21 : (Etat (t+2) (1))=B.

```

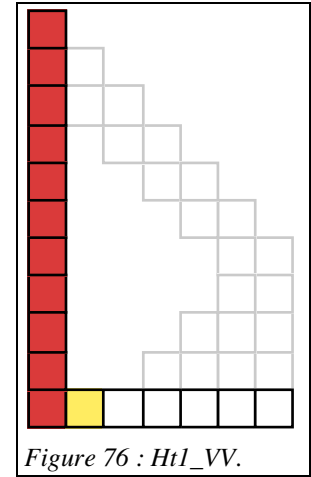


Figure 76 : Ht1\_VV.

## Les trapèzes.

Le triangle supérieur se décompose en un alignement de trapèzes dont les cotés parallèles sont verticaux (verticales d'états  $G$ ). La section commence par une petite série de lemmes arithmétiques très spécifiques à ce chapitre et sans intérêt (c'est pourquoi ils n'ont même pas été placés en bibliothèque).

Il se poursuit par l'étude du trapèze de hauteur 2. Il est défini par les hypothèses suivantes :



```

Hypothesis Hh :
(Horizontale_t1 t x (0) G_Etat C_Etat
                               L_Etat).

Hypothesis Hv :
(Verticale t (x+3) (2) G_Etat).

```

Les propriétés intéressantes de ce trapèze sont :

```

Lemma H2_Vg :
(Verticale (t+1) x (1) G_Etat).

Lemma H2_Hh :
(Horizontale_t1 (t+1) x (0) G_Etat B_Etat
                               G_Etat).

Lemma H2_Hg :
(Horizontale (t+2) x (2) G_Etat).

```

Puis on étudie successivement les trapèzes construits sur des diagonales A\_basic, B\_basic et C\_basic.

On établit tout d'abord la frontière gauche :

```

Lemma Ha_Vg : (t,x,cote:nat)
(A_basic t x (cote+1))->
(Verticale (t+1) (x+cote+2) (3.cote)
                               G_Etat)->
(Verticale (t+cote+2) (x+1) (2.cote-1)
                               G_Etat).

```

à l'aide des lemmes A\_ZCB et ZCB\_Vg pour la base, puis de ZCB\_Ht1 et Ht1\_VV pour la partie supérieure.

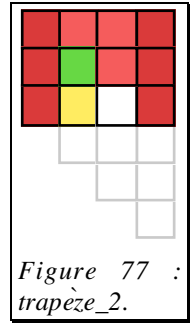


Figure 77 : trapèze\_2.

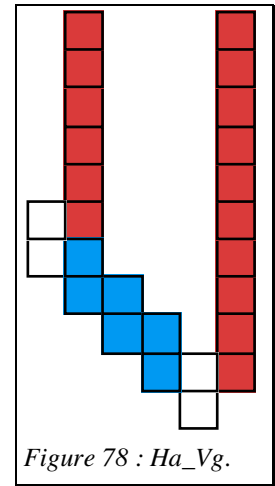


Figure 78 : Ha\_Vg.

On distingue ensuite le cas particulier cote=2 :

```

Lemma Ha3_Hg : (t,x:nat)
(A_basic t x (3))->
(Verticale (t+1) (x+4) (6) G_Etat)->
(Horizontale (t+7) (x+1) (2) G_Etat).

```

où le trapèze est trop étroit pour avoir un appel récursif et où l'on conclut par une horizontale d'état G en utilisant le lemme H2\_Hg démontré précédemment.

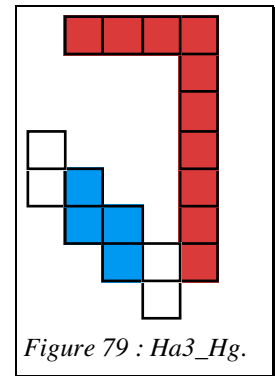


Figure 79 : Ha3\_Hg.

Le cas général :

```

Lemma Ha_DD : (t,x,cote:nat)
(2<cote) ->
(A_basic t x (cote+1))->
(Verticale (t+1) (x+cote+2) (3.cote)
                                     G_Etat)->
(DD (t+2.cote)) (x+1) cote).

```

amène un appel récursif. Il se démontre à l'aide des lemmes A\_ZCB, ZCB\_Ht1 et Ht1\_DD.

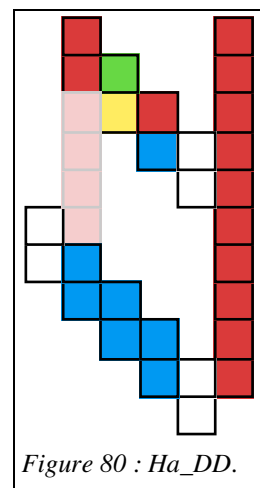


Figure 80 : Ha\_DD.

On procède de même avec les trapèzes de base B\_basic.

D'abord la verticale de gauche :

```

Lemma Hb_Vg : (t,x,cote:nat)
(B_basic t x (cote+1))->
(Verticale (t+1) (x+cote+2) (3.cote+1)
                                     G_Etat)->
(Verticale (t+cote+2) (x+1) (2.cote)
                                     G_Etat).

```

qui se démontre de la même façon avec B\_Vg, B\_ZCB, ZCB\_Ht1, Ht1\_VV et vv\_vert pour assembler les morceaux.

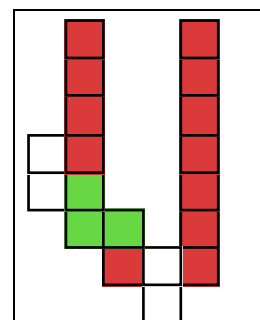


Figure 81 : Hb\_Vg.

puis le cas particulier de longueur 3 :

```

Lemma Hb3_Hg : (t,x:nat)
(B_basic t x (3))->
(Verticale (t+1) (x+4) (7) G_Etat)->
(Horizontale (t+8) (x+1) (2) G_Etat).

```

qui utilise aussi B\_ZCB, ZCB\_Ht1 et H2\_Hg,

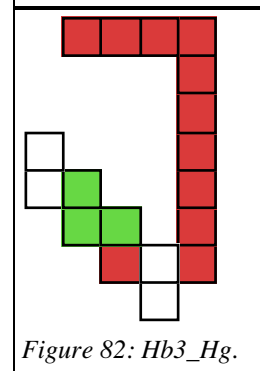


Figure 82: Hb3\_Hg.

enfin le cas général :

```

Lemma Hb_DD : (t,x,cote:nat)
(2<cote) ->
(B_basic t x (cote+1))->
(Verticale (t+1) (x+cote+2)
                                     (3.cote+1) G_Etat)->
(DD (t+2.cote+1) (x+1) cote).

```

qui se démontre aussi avec B\_ZCB, ZCB\_Ht1 et Ht1\_DD.

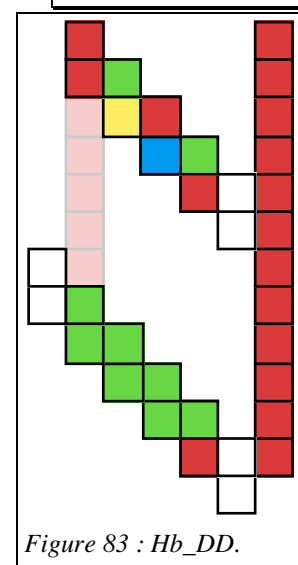


Figure 83 : Hb\_DD.

L'étude des trapèzes basés sur une diagonale C\_basic possède deux cas particuliers pour des longueurs 2 et 3. – On notera qu'en reorganisant un peu ces démonstrations, ces deux constructions mériteraient d'être rendues plus générales car elles permettraient d'étendre le théorème général en s'affranchissant de la contrainte "nécessaire : 2<N" –.

La construction du cas particulier de longueur 2 se construit avec :

```
Hypothesis Hc : (C_basic t x (2)).
Hypothesis Hv :
  (Verticale (t+1) (x+3) (5) G_Etat).
Lemma Hc2_Vg :
  (Verticale (t+3) (x+1) (3) G_Etat).
Lemma Hc2_Hg :
  (Horizontale (t+6) (x+1) (1) G_Etat).
```

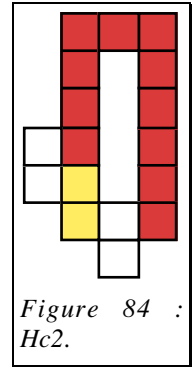


Figure 84 : Hc2.

Le reste de la démonstration est semblable aux démonstrations pour A\_basic et B\_basic.

D'abord la verticale de gauche :

```
Lemma Hc_Vg : (t,x,cote:nat)
  (C_basic t x (cote+1))->
  (Verticale (t+1) (x+cote+2) (3.cote+2)
    G_Etat)->
  (Verticale (t+cote+2) (x+1) (2.cote+1)
    G_Etat).
```

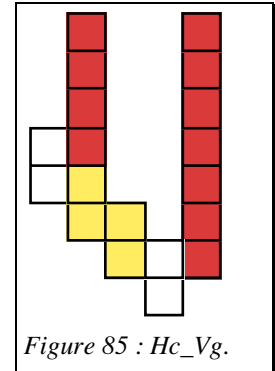


Figure 85 : Hc\_Vg.

puis le cas particulier de longueur 3 :

```
Lemma Hc3_Hg : (t,x:nat)
  (C_basic t x (3))->
  (Verticale (t+1) (x+4) (8) G_Etat)->
  (Horizontale (t+9) (x+1) (2) G_Etat).
```

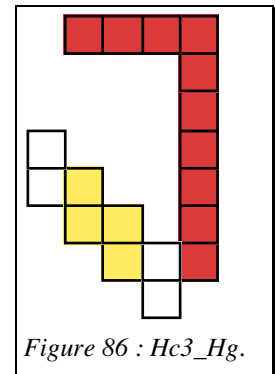


Figure 86 : Hc3\_Hg.

enfin le cas général :

```
Lemma Hc_DD : (t,x,cote:nat)
  (2<cote) ->
  (C_basic t x (cote+1))->
  (Verticale (t+1) (x+cote+2) (3.cote+2)
    G_Etat)->
  (DD (t+2.cote+2) (x+1) cote).
```

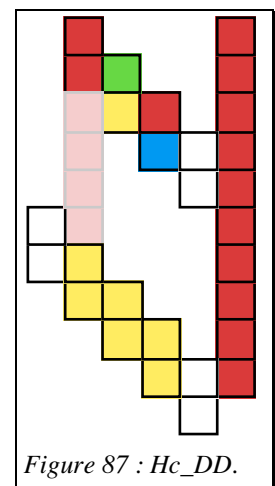


Figure 87 : Hc\_DD.

# Le sommet.

On a désormais tous les outils nécessaires pour établir le théorème principal relatif au triangle supérieur, celui-ci établit le fait que si l'hypoténuse est de nature DD et le côté vertical une verticale d'états G alors le côté horizontal est une horizontale d'états G.

L'étude se fait par cas selon la nature du côté DD.

- S DD est un quatre\_end :

```
Variables t,x:nat.
Hypothesis He :
  (quatre_end t x).
Hypothesis Hv :
  (Verticale (t+1) (x+4) (3)
   G_Etat).
```

le lemme s'établit en calculant tous les états :

```
Lemma quatre_Hg :
(Horizontale (t+4) x (3) G_Etat).
```

- S DD est un cinq\_end :

```
Variables t,x:nat.
Hypothesis He : (cinq_end t x).
Hypothesis Hv :
  (Verticale (t+1) (x+5) (4) G_Etat).
```

on calcule de même :

```
Lemma cinq_Hg :
(Horizontale (t+5) x (4) G_Etat).
```

- Il reste à étudier le cas général :

```
Theorem DD_Hg : (t,x,cote:nat)
  (DD t x cote) ->
  (Verticale (t+1) (x+cote+1) cote
   G_Etat) ->
  (Horizontale (t+cote+1) x cote
   G_Etat).
```

Ce théorème s'établit par induction sur la structure de DD, en utilisant les lemmes quatre\_Hg et cinq\_Hg pour les cas terminaux, Ha3\_DD, Hb3\_DD ou Hc3\_DD pour les récurrences simples et Ha\_DD, Hb\_DD ou Hc\_DD pour les récurrences doubles ou les deux figures de la décomposition font appel au théorème. Dans tous les cas sauf les deux premiers, la ligne horizontale d'états G est construite par aboutement de deux lignes d'états G (lemme hh\_hor). Ce théorème demande également quelques calculs auxiliaires de longueur qui ont été établis dans des lemmes ("remark") préliminaires.

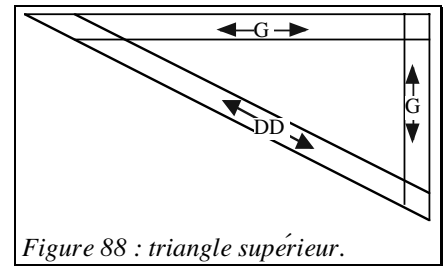


Figure 88 : triangle supérieur.

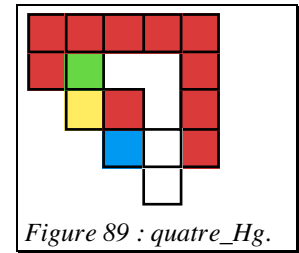


Figure 89 : quatre\_Hg.

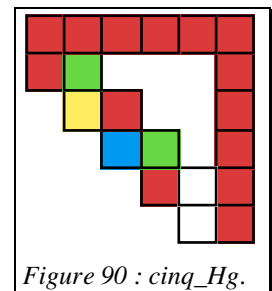


Figure 90 : cinq\_Hg.

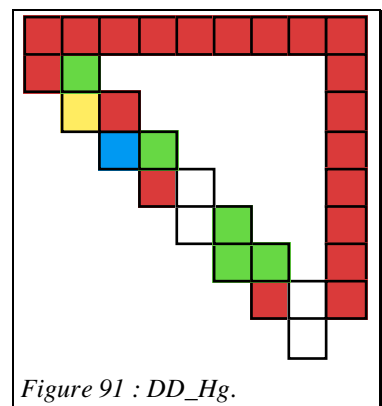
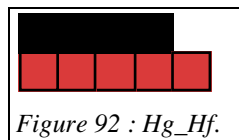


Figure 91 : DD\_Hg.

Cette section se termine par un lemme facile prouvant qu'une ligne d'états F se superpose à une ligne d'états G.



```

Lemma Hg_Hf : (t, long: nat)
(0 < long) ->
(Horizontale t (0) long G_Etat) ->
(G_Etat t (long+1)) ->
(Horizontale (t+1) (0) long F_Etat).

```

*En fin.*

Tout est en place pour conclure.

- D'abord la situation initiale :

```

Lemma base1 :
(Horizontale_t0 (0) (0)
(N-1) G_Etat L_Etat).

```

- puis le bord supérieur du triangle médian :

```

Lemma diagonale :
(DD (N-2) (0) N).

```

en appliquant Ht0\_DDf;

- la situation initiale à droite :

```

Lemma base2 :
(Horizontale_t1 0 (N+1)
(N-1) G_Etat C_Etat
L_Etat).

```

- et sa conséquence, le bord droit :

```

Lemma vert_droite :
(Verticale (1) (N+1)
(2.N-1) G_Etat).

```

en appliquant Ht1\_VV;

- enfin le bord haut du triangle supérieur :

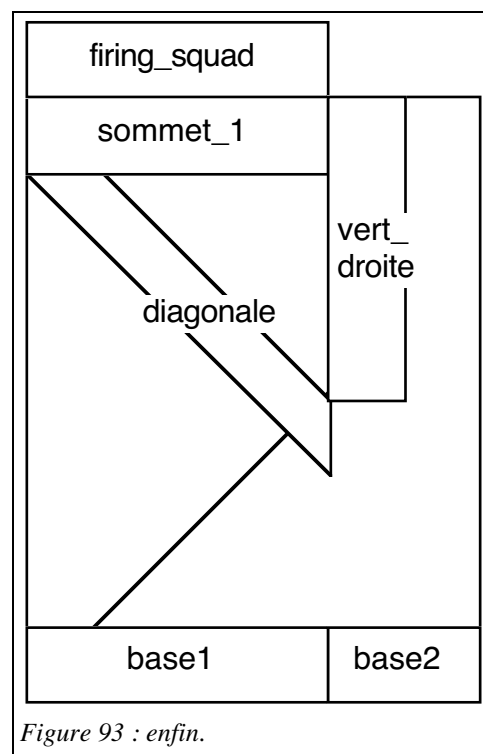


Figure 93 : enfin.

```

Lemma sommets_1 :
(Horizontale (2.N-1) (0) N G_Etat).

```

avec le lemme DD\_Hg;

- qui permet de conclure :

```

Theorem firing_squad :
(Horizontale (2.N) (0) N F_Etat).

```

grâce au lemme Hg\_Hf. -On rappelle que le fait de commencer à zéro transforme le 2N-1 du papier de J.Mazoyer en 2(N+1)-1-1-.

# *Première conclusion : aux concepteurs de Coq.*

---

Une petite moitié de ce travail est constituée de manipulations élémentaires de formules sur les naturels. Il y a d'une part les petits lemmes de la bibliothèque et quelques lemmes locaux ne formalisant que des calculs numériques simples, d'autre part les nombreuses occurrences de tactiques comme "Rewrite plus\_Sn\_m". Le but de ces manipulations est généralement de faire coïncider une expression paramètre du but avec l'expression correspondante de l'hypothèse ou du lemme que l'on veut appliquer. Ces manipulations sont fastidieuses, l'utilisateur souhaiterait évidemment se contenter de "auto" ou de "apply" avec une hypothèse ou un lemme choisi (en général, l'utilisateur sait parfaitement quel lemme il veut utiliser). Bien sûr ce n'est pas toujours simple et l'utilisateur comprend bien qu'il y a plusieurs façons d'unifier  $(S (S (S (\text{plus } t \text{ dt}))))$  avec  $(\text{plus } t' \text{ dt}')$ , mais il aimerait avoir une façon plus commode de dire qu'il veut  $t' := (S (S t))$  et  $dt' := (S dt)$  que d'appeler plusieurs règles de réécriture de plus et S. Le confort serait d'avoir un "apply" lié à un solveur d'équations (un peu ce qui existe dans PROLOG III de PrologIA) qui traduirait les unifications en contraintes, résoudre celles qu'il saurait résoudre et placerait les autres en buts à prouver.

Par contre, Coq permet une mise au point très fine de la preuve, j'ai particulièrement noté :

- l'écriture de conditions minimales, (en l'absence de certitude, il suffit d'essayer);
- la vérification de tous les cas sans risque d'erreurs, dans la preuve du firing squad, il suffit de penser au nombre de fois que les tables de transitions ont été utilisées;
- la validation de modifications, en cours de développement avec un minimum de travail lorsqu'une modification est faite sur un point déjà écrit, il suffit de repasser toutes les preuves postérieures à ce point pour savoir lesquelles sont concernées et vérifier ainsi sans risque d'oubli, que la suite du développement est encore valide, voire de faire les modifications pour qu'il le devienne à nouveau.

Enfin, j'ai acquis la conviction que les logiciels d'aide à la preuve tels que Coq ont un champ d'utilisation comme langage universel de spécification de problème et d'écriture de preuves. Verra-t-on un jour fleurir les démonstrations "à la Coq" dans les papiers de mathématiques discrètes et d'informatique théorique comme on a vu fleurir les algorithmes "à la pascal" ? Avec en plus, l'avantage de trouver sur le réseau la démonstration complète, de pouvoir la vérifier (reviewers), la comprendre et la réutiliser. J'ai la conviction que l'on y gagnera en lisibilité et en rigueur.

Un petit détail maintenant, il est difficile dans un travail important de mémoriser tous les lemmes déjà démontrés. Même en utilisant des noms mnémotechniques et des écritures les plus standardisées possibles, il est fréquent de rechercher le nom ou l'énoncé d'un lemme. L'outil "search" est certes parfois pratique, mais s'avère souvent trop rudimentaire. Un outil plus puissant serait apprécié.

# *Deuxième conclusion : aux futurs utilisateurs.*

---

Pourquoi choisir un assistant de preuves? Le fait d'avoir à suggérer des tactiques à Coq jusqu'à l'aboutissement de la preuve apparaît de prime abord comme un point faible par rapport aux véritables démonstrations automatiques. Après usage, la conclusion est plutôt inverse.

Certes, il est souvent fastidieux d'expliquer à Coq comment on démontre quelque chose qui nous semble facile, et la tentation est forte de ne pas trouver Coq bien intelligent. Mais l'usage habile de lemmes, ou la simple utilisation du couper-coller permet de ne pas répéter cette opération trop souvent. Par contre, le fait de rester le maître du processus de démonstration prend tout son intérêt dans l'échec. Une tentative de démontrer un lemme inexact ne peut aboutir, mais au fur et à mesure que les tactiques sont essayées, le point dur apparaît de plus en plus clairement permettant à l'utilisateur non seulement de se persuader de la fausseté de l'assertion mais en plus d'en percevoir la raison. L'utilisateur reçoit alors des informations précieuses pour poursuivre sa démonstration en modifiant son raisonnement.

On note le confort qu'il y a eu dans cette longue preuve à laisser gérer toutes les petites conditions de longueur des figures par Coq. De même, les transitions, une fois écrites sont pratiquement oubliées, dès qu'elles sont utilisées dans la preuve, on laisse Coq faire les appels nécessaires.

Il faut bien se persuader que Coq ne peut servir à trouver une démonstration. Par contre, l'expressivité de son langage permet facilement d'écrire la preuve dès que l'idée de la démonstration est claire. D'une certaine

façon, on peut dire que la preuve est à la démonstration ce que le programme est à l'algorithme : une formalisation rigoureuse.

Il y a d'ailleurs une grande similitude de méthodologie entre l'écriture d'une grosse preuve et celle d'un grand programme. Il faut commencer par une analyse rigoureuse, structurer sa preuve, éviter les noms passe-partout et utiliser au contraire des dénominations précises, éviter les longues preuves et découper autant que faire se peut en petits lemmes.

## *Références.*

---

- [MOO] E.F.Moore, Sequential machines,  
Selected Papers, Addison-Wesley, Reading, MA, 1964, (213-214).
- [MAZ] J.Mazoyer, A six-state minimal time solution to the firing squad synchronization problem,  
Theoretical Computer Science 50, North-Holland, 1987, (183-238).
- [CO&] C.Cornes, J.Courant, J-C.Filliatre, G.Huet, P.Manoury, C.Muñoz, C.Murthy, C.Parent,  
C.Paulin-Mohring, A.Saibi, B.Werner, The Coq Proof Assistant Reference Manual, Version  
5.10, Rapport technique n°0177, Juillet 1995, INRIA.