

Rapport de projet

Ryan LAHFA, Constantin GIERCZAK-GALLE, Julien MARQUET, Gabriel DORIATH DÖHLER

Résumé

Nous décrivons la réalisation d'un processeur Minecraft 8-bit ainsi que d'un processeur RISC-V RV32I avec un peu de vérification formelle et de co-simulation.

Table des matières

1 Processeur Minecraft	2
1.1 Introduction et motivations	2
1.1.1 Minecraft	2
1.1.2 Redstone 101	2
1.2 Difficultés techniques	4
1.3 ISA	5
1.3.1 Buts recherchés	5
1.3.2 Registres	5
1.3.3 Instructions	5
1.3.4 Composition des mots	6
1.3.5 Assembler	6
1.4 Implémentation	8
1.4.1 Principe général	8
1.4.2 Modules	8
1.4.3 Plomberie	8
1.5 Conclusion	8
1.5.1 Achievements	8
1.5.2 TODO	8
2 Processeur RISC-V	8
2.1 Introduction	8
2.2 Gagner plus en travaillant moins : Pipeline	9
2.3 De l'art de dire non : Synchronisation avec la mémoire	9
2.4 De l'art d'exceller à 1, 2, 3, soleil : Mécanismes d'interruptions	9
2.5 De l'art de mentir vite et bien : Caches L1, MMU et Wish(bone)	10
2.5.1 La théorie des caches	10
2.5.2 Problèmes rencontrées	10
2.5.3 La MMU	11
2.5.4 VGA ou le retour aux GPU d'antan	11
2.6 Des ailes d'acier à la brûlure : Verilator et Icarus Verilog	11
2.7 Retrouver sa patrie : System Verilog	12
2.8 Parce que prier n'est pas une stratégie : Stratégie de tests et vérification	12
2.8.1 Sous Icare	12
2.8.2 De la nécessité d'avoir un permis pour torturer	12
2.8.3 De la nécessité d'avoir un permis tout court	12
2.9 Tester c'est tricher : FPGA et déboires	14
2.9.1 Vivado c'est non.	14
2.9.2 Nix c'est oui.	14
2.9.3 Enter : SymbiFlow, the GCC of FPGA.	15
2.9.4 Mieux que tester : fuzzer.	15
2.10 L'espérance est la confusion d'un désir pour quelque chose et sa probabilité : FreeRTOS et Linux . .	16
2.10.1 FreeRTOS	16
2.10.2 Linux	16
2.11 Conclusion et leçons tirées : Que faire la prochaine fois?	16

1 Processeur Minecraft

1.1 Introduction et motivations

1.1.1 Minecraft

Minecraft est un jeu vidéo de type “sandbox” formé (presque) entièrement de cubes, que l’on peut miner et poser à volonté¹. Le bloc (=cube) est l’unité principale du jeu, mesure de l’ordre de 1 mètre (si on suppose que le personnage mesure 1.80m). On joue à Minecraft dans des “mondes”, générés procéduralement (à grand renfort de bruit de Perlin) et mesurant 60M * 60M * 256 blocs.

Bien sûr, un monde n’est pas entièrement généré à sa création, d’une part parce que le fichier serait gigantesque, d’autre part parce qu’un monde de 60M*60M blocs (horizontalement) est absolument immense, seul une infime portion serait en pratique utilisée par les joueurs. Le monde est donc généré à la volée lorsque des joueurs s’aventurent dans des portions encore inconnues du monde.

Aussi, pour des raisons évidentes de performances, tout le monde n’est pas entièrement chargé² à tout moment. À un moment donné, seule une portion du monde correspondant à un disque de rayon ~ 160 blocs autour de chaque joueur est chargée. Ceci limite donc la taille des circuits que nous pouvons créer : si un circuit est plus grand que 320 blocs, il se pourrait que des zones de ce dernier se retrouvent déchargées (donc figées) tandis que d’autres zones sont chargées. Cela peut conduire à des comportements inattendus !

1.1.2 Redstone 101

La redstone est une poudre que l’on peut placer au sol pour créer des circuits logiques. Un fil peut être “alimenté” ou non, ce qui correspond à l’état logique haut ou bas. L’état d’alimentation est en fait un peu plus compliqué que cela : un fil de redstone a 16 niveaux d’alimentation possibles. La portion du fil située juste à côté d’une source est alimentée au niveau 15, puis la puissance décroît d’un niveau par bloc (donc un fil de redstone perd sa puissance au bout de 15 blocs³).

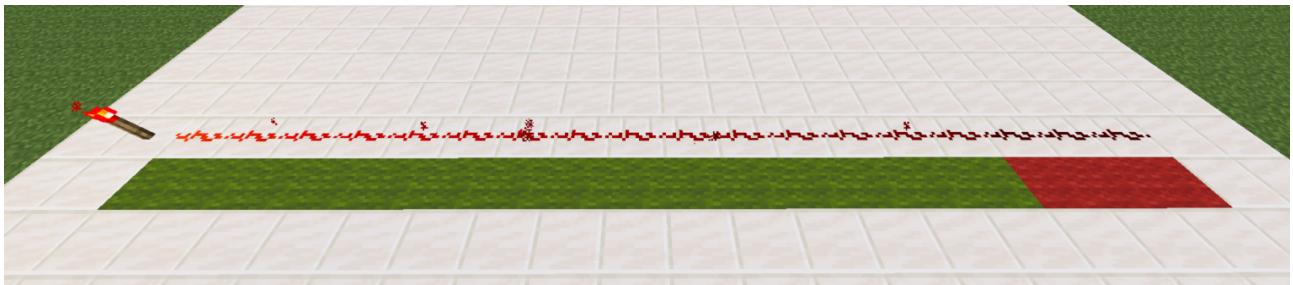


FIG. 1 : fil de redstone ; la puissance décroît

Nous avons plusieurs éléments intéressants dans le jeu :

- poudre de redstone : pour faire des fils
- torche de redstone : peut alimenter des fils. Mais si elle est elle-même alimentée par une autre source, elle s’éteint -> porte NOT primitive
- répéteur : permet de booster la puissance d’un fil : si le fil en entrée a une puissance d’au moins 1, la puissance en sortie sera de 15 (sinon, elle sera nulle). Le répéteur sert aussi de diode ou de registre à décalage.

¹selon le mode de jeu, mais ceci est beyond the scope of ce rapport

²par “chargé”, on entend que les animaux, monstres, la gravité, les mécanismes, etc. sont calculés, par opposition à “déchargé” qui signifie que la portion du monde en question est figée

³D'où l'usage de répéteurs

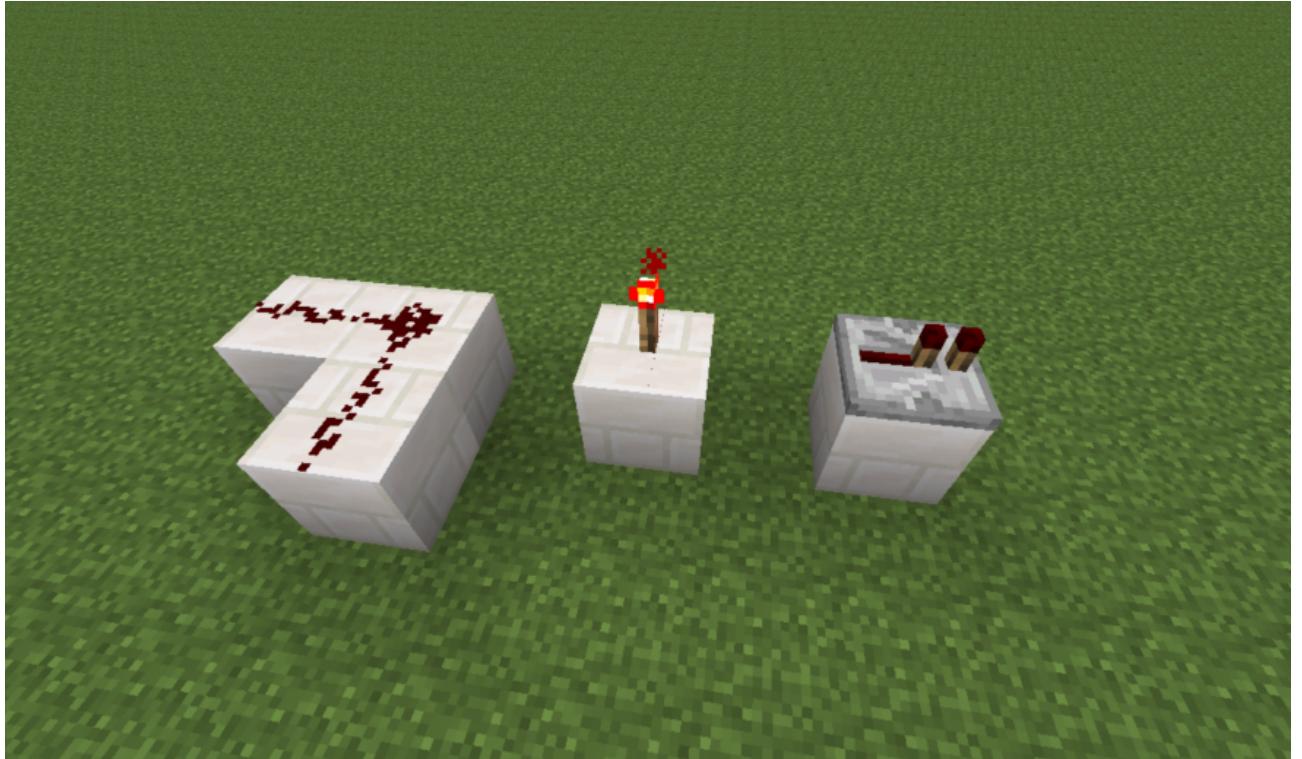


FIG. 2 : fil ; torche ; répéteur

La redstone est par construction un circuit logique synchrone : (tout comme le reste de ce qui se passe dans un monde Minecraft) l'état des différents composants de redstone est calculé⁴ 10 fois par seconde (on parle de 10 ‘ticks’ par seconde). La propagation de l'alimentation dans un fil de redstone est instantanée (*i.e.* elle est entièrement calculée durant un seul tick).

Voilà un exemple de porte AND faite en redstone :

⁴Lorsque les performances du serveur le permettent



FIG. 3 : porte AND

NB : Il y en a deux versions. Celle de gauche n'a qu'une seule entrée allumée, celle de droite a les deux.

Le principe est assez simple : Chaque entrée alimente une torche de redstone. Ces deux torches (appelons-les T0 et T1) alimentent, ensemble, une même torche (T2), qui, elle, alimente la sortie. Lorsque qu'au moins une des entrée est éteinte, T0 ou T1 n'est pas alimentée, donc est allumée. Donc elle alimente T2, qui est donc éteinte, résultant en une sortie éteinte.

À l'inverse, si les deux entrées sont alimentées, T0 et T1 sont éteintes (car toutes les deux alimentées). Donc T2 n'est plus alimentée, donc est allumée et la sortie est alimentée.

Les répéteurs sont un élément fondamental de la logique redstone : ils permettent d'induire un délai dans la propagation de signaux de redstone. En effet, la sortie d'un répéteur a ⁵ tick de retard sur l'entrée.

On peut par exemple faire facilement une clock à 1 tick avec deux répéteurs.

1.2 Difficultés techniques

Dès le début, il nous a apparu clair que toutes les difficultés dans ce projet ne résidaient pas dans la conception théorique du CPU (car c'est un CPU très simple, proche des exemples présentés en cours/TD) mais bien dans l'implémentation pratique dans Minecraft, et cela pour plusieurs raisons :

- Les fils de redstone perdent 1 de puissance tous les blocs et les repeaters ajoutent au moins 1 tick de délai. De quoi faire que chaque 160 blocs parcourus par un signal prend 1 seconde. À l'échelle du CPU entier, nous pouvions donc nous retrouver avec des dizaines de secondes par instruction liées uniquement au temps de propagation des signaux dans les fils (on ne parle même pas encore de logique, là !)
- Minecraft est un jeu très mal programmé et la redstone ne fait pas exception... Il y a beaucoup de bugs (des éléments qui restent dans un état alimentés alors qu'il devraient être éteints, etc.) qui rendent très compliquée la tâche de faire un CPU assez petit pour éviter de prendre plus de 30 secondes par cycle ! Il y a même des bugs qui ont lieu ou pas selon l'orientation des composants où même leur position dans le monde...
- Chaque bloc doit être posé à la main⁶, donc n'importe quel petit composant de logique peut prendre beaucoup de temps à placer. Cela limite grandement la complexité du CPU que nous avons fait.

⁵ou 2 ou 4 selon la configuration

⁶Nous avons des outils pour dupliquer des portions du monde, mais nous devons tout de même faire beaucoup de placement manuel !

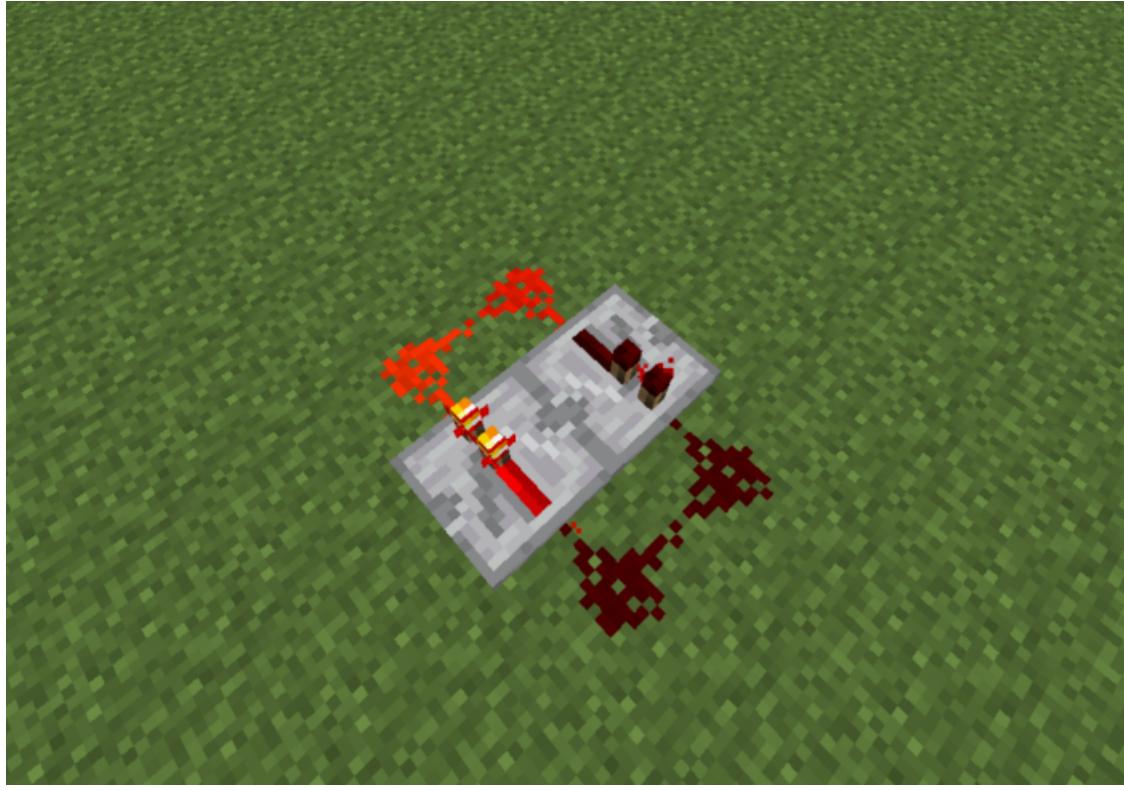


FIG. 4 : repeater clock

1.3 ISA

1.3.1 Buts recherchés

Nous sommes partis sur une ISA très minimaliste et simple, avec le moins possible d'instructions. Nous nous sommes fondés sur l'ISA RV8I pour former notre ISA : V-RISC-V (Very Reduced Instruction Set Computer -V). Le nombre très réduit d'instructions nous a aidés à implémenter le CPU dans Minecraft.

De façon générale, voilà les specs de l'ISA :

- entiers sur 8 bits
- instruction sur 32 bits
- opérations d'arithmétique entière et logique bit-à-bit
- ROM et RAM séparées

1.3.2 Registres

Nous avons suivi la même approche que dans les ISA RISC et nous nous sommes donnés 16 registres *general purpose* sur 8 bits : %0 à %15. Sur ces 16, 13 sont vraiment des registres génériques et nous avons trois registres spéciaux :

- %0 = 0 → NOP
- %1 = -1 → NOT
- %15 = random(0, 255)

Ces registres spéciaux ont chacun une utilité, que nous allons détailler dans la sous-section suivante.

De plus, nous avons un registre **pc**, mis à part. Dans notre CPU (cf plus loin), il est isolé physiquement et est modifié d'une façon totalement différentes des autres registres.

1.3.3 Instructions

Notre ISA a 8 instructions :

- STORE
- LOAD
- ADD

- OR
- XOR
- LOADI
- JMP conditionnel avec plusieurs flags possibles :
 - JOF : jump si overflow sur l’ALU
 - JNEG : jump si le résultat de l’ALU est négatif
 - JZ : jump si le résultat de l’ALU est nul
 - JMP : jump sans condition

Ces instructions sont suffisantes pour les programmes qu’il est possible de faire fonctionner sur un CPU dans Minecraft. Il y a très peu d’instructions, ce qui est motivé par les difficultés techniques que nous avons évoquées plus haut : faire un CPU dans Minecraft capable de décoder et d’exécuter des dizaines d’instructions est une tâche assez titanique, bien au-delà de nos moyens. Ainsi, nous avons réduit fortement le nombre d’instructions, tout en prenant parti de quelques registres spéciaux nous permettant astucieusement d’avoir plus d’instructions gratuitement :

- NOP : comme dans RISC-V⁷ : ADD %0, %0, %0
- SUB : Il suffit de faire un NOT suivi d’une incrémentation puis un ADD
- PRINT : On peut afficher des mots à l’écran en écrivant aux bons endroits dans la RAM (cf plus loin)
- JMP (inconditionnel) : il suffit d’utiliser le flag “toujours vrai”
- MOV : On fait un ADD source, %0, destination
- NOT : XOR source, %1, destination
- CMP : ADD op1, op2, %0. Cela permet de positionner les flags sans écrire dans un registre le résultat

De plus, il nous a semblé intéressant d’avoir un registre aléatoire built-in : Cela permet de faire des programmes rigolos, comme l’approximation de Pi par Monte-Carlo, en utilisant une ‘primitive’ de RNG hardware, donc faite en un cycle, plutôt que de faire un générateur congruentiel en software, qui serait horriblement lent.

1.3.4 Composition des mots

Un point de divergence majeure avec RISC-V est la construction de nos instructions.

Nous sommes dans un premier temps partis sur des instructions sur 16 bits, avec un segment pour l’opcode, 3 segments pour les codes registres, etc. mais il s’est avéré que cela allait être trop compliqué : faire un décodeur d’instruction ainsi que beaucoup de plomberie relative à la gestion des différentes instructions possiblement attendues serait très (même ‘trop’) complexe⁸ à faire dans Minecraft. Nous nous sommes donc rabattus sur un schéma d’instruction de 32 bits, avec une place réservée pour chaque donnée : il y a 3 bits attribués pour le contrôle de l’ALU, 1 bit pour l’incrémentation ou non du pc, etc.

Au total, on utilise, pour l’instant, 27 bits par instruction (on a 5 bits non encore attribués qui pourront servir à d’éventuels futurs ajouts) :

```
| incr_pc : 1 | flag de jump : 2 | contrôle ALU : 3 | read1 : 4 | imm : 0:3 | write : 4 |
imm : 4:7 | read2 : 4 | free space : 5 |
```

`read1`, `read2` et `write` sont les codes des registres de lecture 1, lecture 2 et écriture. On remarque la chose suivante : une instruction qui n’a pas besoin d’écrire dans un registre (par exemple une écriture dans la RAM) peut tout de même déclencher, au niveau hardware, l’écriture dans les registres (pour éviter de faire beaucoup de plomberie qui désactive l’écriture quand il n’y a pas besoin). Il suffit de mettre `write = 0` pour que l’écriture se fasse dans %0, qui est de toute façon maintenu à 0 !

1.3.5 Assembler

Nous avons implémenté un assembleur basique pour transpiler nos programmes en ASM custom vers le langage machine V-RISC-V.

Par exemple, voilà un programme en ASM pour calculer $\frac{6}{\pi^2}$ par une approximation de la probabilité que deux entiers soient premiers entre eux :

```
1 .main
2   mv %1 %5
3   mv %0 %6
4   loadi 1 %7
```

⁷à ceci près qu’en RISC-V c’est un ADDI

⁸mais pas impossible, ça a été fait par des gens totalement fous !

```

5 .rand
6     add %0 %5 %0
7     jz print
8     add %1 %5 %5
9     mv %15 %2
10    mv %15 %3
11 .euclide
12    sub %2 %3 %0
13    jz proba
14    sub %2 %3 %0
15    jneg case2
16    sub %2 %3 %2
17    jmp euclide
18 .case2
19    sub %3 %2 %3
20    jmp euclide
21 .proba
22    add %1 %3 %0
23    jz relatively_prime
24    jmp rand
25 .relatively_prime
26    add %7 %6 %6
27    jmp rand
28 .print
29    print %6 0
30    halt

```

Et voilà une horloge :

```

1 .init
2     loadi 0 %2 # Seconds.
3     loadi 0 %3 # Minutes.
4     loadi 0 %4 # Hours.
5     loadi 1 %5
6     loadi 59 %6
7     loadi 23 %7
8 .print_hour
9     print %2 0
10 .print_min
11     print %3 1
12 .print_sec
13     print %4 2
14 .sec
15     # Add a second.
16     add %5 %2 %2
17     # Check if there is a roll over.
18     sub %6 %2 %0
19     jneg min
20     # Update the screen and loop.
21     jmp print_sec
22 .min
23     # Reset the seconds.
24     loadi 0 %2
25     # Add a minute.
26     add %5 %3 %3
27     # Check if there is a roll over.
28     sub %6 %2 %0
29     jneg hour
30     # Update the screen and loop.
31     jmp print_min
32 .hour

```

```

33 # Reset the minutes.
34 loadi 0 %3
35 # Add an hour.
36 add %5 %4 %4
37 # Check if there is a roll over.
38 sub %7 %2 %0
39 jneg halt
40 # Update the screen and loop.
41 jmp print_hour
42 .halt
43 jmp halt

```

1.4 Implémentation

1.4.1 Principe général

En première approximation, le processeur est composé d'une boucle. Elle va du pc, au décodeur de l'adresse ROM, à la lecture ROM, au décodage des deux adresses de lectures des registres, à la lecture des registres, à l'ALU. La sortie de l'ALU est sur le bus principal. On écrit dans le registre désigné par l'adresse d'écriture ce qu'il y a sur le bus principal. On récupère les flags de l'ALU et les bit de contrôle de la ROM pour pouvoir mettre à jour le pc. La boucle est bouclée. À cela s'ajoute six écrans permettant d'afficher jusqu'à trois mots mémoire. Il prennent les données à afficher sur la sortie de lecture 2 et le numéro de l'écran à mettre à jour sur les bit de contrôle de l'ALU.

Initialement on pensait intégrer les écrans à la RAM afin d'avoir une interface transparente. N'ayant pas eu le temps d'intégrer la RAM au CPU on a procédé autrement.

1.4.2 Modules

Le processeur est décomposé en plusieurs modules : - ALU - ROM - Registres - RAM - Écran - Unité de contrôle
Caractéristiques des modules.

1.4.2.1 ALU

1.4.2.2 ROM

1.4.2.3 Registres

1.4.2.4 RAM

1.4.2.5 Écran

1.4.2.6 Unité de contrôle

1.4.3 Plomberie

1.5 Conclusion

1.5.1 Achievements

1.5.2 TODO

2 Processeur RISC-V

2.1 Introduction

Nous allons décrire les différents travaux effectués autour du processeur RISC-V.

D'abord, nous allons décrire directement le processeur, puis les mécanismes d'interruptions. Ensuite, nous allons décrire la tentative d'écriture d'un cache L1, d'une MMU tout cela en utilisant une interface Wishbone B4. Puis, nous allons décrire notre transition de Verilog à System Verilog et Icarus Verilog à Verilator. Ensuite, nous expliquerons notre stratégie de tests et de vérification du processeur qui n'a pas été complètement implémenté.

Puis, nous expliquerons les (non-)travaux qui ont été fait avec le FPGA et plus généralement notre toolchain GCC et un peu de Nix.⁹ Enfin, nous expliquerons l'état d'avancée en ce qui concerne le fait de faire tourner des systèmes d'exploitations comme FreeRTOS ou Linux.¹⁰

À chaque fois, nous expliquerons les difficultés rencontrées, les façons de les résoudre ainsi que ce qui n'a pas été fait¹¹.

2.2 Gagner plus en travaillant moins : Pipeline

Ce processeur implémente la pipeline standard en 5 étages :

- Récupération de l'instruction
- Décodage
- Exécution
- Accès mémoire
- Écriture retour

Nous avons choisi d'optimiser la pipeline en mettant en place un système de forwarding entre les étages. Grâce à l'architecture RISC-V, il suffisait d'implémenter le forwarding entre l'étage EXE et les étages MEM et WB : chaque étage déclare l'éventuel registre dans lequel il écrit et les autres obtiennent (grâce à l'unité de forwarding) une vue sur l'état des registres qui correspond à ce que sera l'état des registres *après* que les étages suivant auront écrit leurs données.

On pourrait éviter de relier l'étage WB à l'unité de forwarding, mais des contraintes techniques liées au timing sur Verilog nous ont poussés à choisir cette stratégie, même si elle implique d'utiliser un peu plus de circuits.

Nous avons implémenté un début de système de prédition de branche – mais sans aller jusqu'à faire des statistiques à la volée sur l'exécution des programmes. Nous avons décidé de toujours prédire que les branches ne seront pas prises (ce qui était la solution la plus simple). En prévision des cas où nous nous trompons sur ces prédictions, nous avons ajouté dans le processeur un signal KILL qui sert à vider toute la pipeline.

L'ISA RISC-V est conçue pour permettre d'implémenter raisonnablement facilement cette pipeline, nous ne nous sommes donc pas heurtés à de trop gros problèmes¹².

2.3 De l'art de dire non : Synchronisation avec la mémoire

Comme nous voulions avoir un système de mémoire évolué, nous avons dû prévoir les cas où les appels à la mémoire prendraient un temps arbitrairement long.

Pour cela, nous avons un signal STALL qui bloque les étages IF, ID, EXE et MEM dans leur état courant en attendant un signal de type ACK de la part de la mémoire.

Ceci a aussi demandé d'implémenter une petite machine à états dans l'étage MEM :

- Soit on suit une exécution normale
- Soit on est en train d'attendre des données de la mémoire

2.4 De l'art d'exceller à 1, 2, 3, soleil : Mécanismes d'interruptions

Nous avions besoins d'un système d'interruptions, à la fois pour pouvoir réagir au monde extérieur et pour permettre des *software interrupts* pour implémenter des modes privilégiés sur notre processeur.

L'idée était de faire quelque chose d'assez simple quitte à ce que ce soit lent. Le système d'interruptions standard de RISC-V demande plusieurs écriture à la fois dans la mémoire du processeur il nous semblait qu'implémenter cela mènerait à avoir de la logique d'interruption beaucoup plus compliquée que la logique du processeur.

En nous inspirant de *zipcpu*, nous avons implémenté ce que nous appelons un « mode dual » pour notre processeur. L'idée est que lors d'une interruption, on passe en mode dual, qui donne accès à un nouvel ensemble de registres et un nouvel espace mémoire (en particulier les registres du mode normal sont memory mapped), et on s'occupe *côté logiciel* de servir l'interruption.

⁹Avouez que vous avez sourit quand vous avez vu que j'ai écrit Nix, je sais.

¹⁰Bon, c'était dur de faire croire qu'on savait manipuler la langue en alternant « ensuite » et « puis ».

¹¹Et donc ce qui aurait dû être fait, mais qui sera fait pour notre prochaine dream team qui fabriquera un HSM parfait, low-cost pour disrupter le marché et faire des Unicorns.

¹²Ce qui ne nous a cependant pas empêchés de passer quelques moments à nous battre contre Verilog pour comprendre comment faire exécuter les opérations logiques dans l'ordre prévu.

Le mode dual nous permet donc d'implémenter *côté logiciel* la logique de gestion des interruptions que nous aurions normalement dû implémenter physiquement.

Le standard RISC-V encourage d'ailleurs les implémentations simples à gérer les instructions plus complexes (comme celles qui touchent aux CSRs, donc à l'architecture privilégiée) avec des TRAPS.

2.5 De l'art de mentir vite et bien : Caches L1, MMU et Wish(bone)

Puisque on nous a dit de pas le faire, nous avons malgré tout essayé, puis c'était très formateur et requis pour Linux.

Nous avons décidé d'opter pour Wishbone B4 : https://cdn.opencores.org/downloads/wbspec_b4.pdf — une spécification libre de bus, pas trop mal, assez haute performance. Mais il a fallu du temps pour la comprendre.

2.5.1 La théorie des caches

Un cache CPU sert à économiser (beaucoup) de cycles afin de soulager le CPU et l'empêche de bloquer autant que possible.

Le contexte étant qu'un système mémoire peut prendre jusqu'à 100 ou 250 cycles afin de répondre à une requête donnée, le cache apparaît comme absolument nécessaire.

2.5.1.1 Objectifs Nous voulions donc designer un cache qui remplit plusieurs objectifs :

- On peut, à tout cycle, écrire. Il faut donc mettre à jour le cache aussitôt qu'on écrit pendant qu'on écrit au système mémoire.
- Une lecture à une adresse non cachable va directement au système mémoire.
- Une lecture à une adresse cachable, contenue dans une ligne de cache déjà accédé, se voit donner une réponse instantanément.
- Une lecture à une adresse cachable, contenue dans une ligne de cache non accédé, se voit donner une réponse en deux cycles.
- On veut écrire au système mémoire à une vitesse très grande et ne pas refaire des handshakes Wishbone B4 en permanence, il faut donc un mécanisme de burst.
- On veut rendre le cache configurable pour des bus mémoires de tailles arbitraires pour expérimenter les performances.
- On se contente d'un algorithme de remplacement aléatoire avec un LFSR¹³.
- On se contente d'un tampon pour stocker les écritures lorsqu'on peut pas écrire toute de suite dans le cache, mais on veut quand même rendre visible les données qui sont dans notre tampon si on en a besoin.

2.5.1.2 Concrètement Nous avons opté pour un « 2-way associative, allocate on write, with pipelined writeback buffer, with random replacement policy, L1 cache ».

En lisant la littérature, il nous apparaissait que 2 tableau d'entrées était suffisant pour assurer une performance décente, et ça ne demande pas plus d'effort que d'en faire N sur le fond, l'allocation en écriture était un objectif, un tampon pipeliné c'était aussi un objectif pour les vitesses.

Nous nous décrirons pas la machine à état précise pour effectuer ces opérations, elle n'existe que dans la tête de l'auteur de façon partielle et ne reflète pas la réalité du problème, qui est plutôt de vivre en coopération avec les autres composants.

2.5.2 Problèmes rencontrés

- Pas de métaprogrammation dans System Verilog malgré les structures qui nous font rappelé le bon C qui nous manquait ;
- Deux machines à état : une pour le processeur, une pour le système mémoire, c'est pas évident à coordonner ;
- Le processeur écrit trop vite et certaines interfaces étaient burst-friendly et d'autres moins, il n'était pas clair comment arbitrer tout ça facilement sans introduire encore plus de complexité

En somme, beaucoup trop de bugs ont été rencontrés.

¹³Linear Feedback Shift Register.

2.5.3 La MMU

Dans la foulée, l'auteur a eu une bonne idée qui était, afin de gagner du temps, d'intégrer le support MMU dans le cache L1 directement, i.e. de supporter des adresses virtuelles à charger et des tables de permissions.

Un début d'implémentation vague a été esquissé, perdu dans un stash git. Une autre idée aurait été de l'implémenter en software en C directement quitte à payer les pénalités de performance « juste pour voir », mais l'auteur trouvait ça honteux.

Pas grand chose de plus pourrait être dit sans juste ré-expliquer ce qu'est une MMU.

2.5.4 VGA ou le retour aux GPU d'antan

Nous nous sommes amusés à implémenter un petit contrôleur VGA, destiné à être placé à côté du core RISC-V et intégré comms slave Wishbone. Il a été conçu pour pouvoir afficher des matrices de caractères (avec un character set en bitmap) à une résolution de 640x480 lorsqu'implémenté sur le FPGA. La partie affichage le montre, comme en témoigne l'époustouflante image qui suit, mais le temps a manqué pour pouvoir intégrer le contrôleur au CPU. Il est donc resté à l'état de VGA standalone, ne pouvant servir qu'à afficher des slides de texte écrites à la compilation dans le FPGA.



FIG. 5 : Contrôleur VGA

2.6 Des ailes d'acier à la brûlure : Verilator et Icarus Verilog

Au début, nous utilisions Icarus Verilog, qui a permis de rapidement tester notre implémentation.

Mais nous avons rapidement ressenti le besoin de plus instrumenter notre processeur, nous avons donc migré vers Verilator, qui est un compilateur de Verilog vers C++. Grâce à cela, nous avons pu avoir plus de contrôle sur la simulation, en particulier nous sommes en mesure de lire et d'écrire directement la mémoire, ce qui permet d'implémenter des entrées-sorties pour l'utilisateur. En particulier, c'est ce qui nous permet de nous synchroniser au temps réel et d'afficher proprement l'heure.

2.7 Retrouver sa patrie : System Verilog

Nous avons aussi migré de Verilog vers System Verilog car nous avions besoin d'un langage plus expressif alors que la complexité du projet augmentait.

Les systèmes de structures et les raffinements sur les définitions des tableaux apportés par System Verilog nous ont facilité grandement facilité la tâche lors de l'écriture du système de mémoire (et surtout du cache L1).

2.8 Parce que prier n'est pas une stratégie : Stratégie de tests et vérification

Il était clair que si nous avions implémenté la moindre chose un petit peu complexe et que certains programmes C tournaient avec des sorties raisonnables.

Cela n'apportait aucune garantie de correction de notre processeur. Frustré, nous avons décidé de mettre le paquet.

2.8.1 Sous Icare

Dans un premier temps, nous utilisions essentiellement Icarus Verilog et une raison de la transition, c'était aussi la capacité de contrôler le modèle de co-simulation finement.

Ainsi, sous Icare, il n'y avait pas beaucoup d'espoir de vérifier notre processeur, si ce n'est qu'avec des tests unitaires classiques.

2.8.2 De la nécessité d'avoir un permis pour torturer

Attention ce qui suit est presque un mythe, i.e. n'a pas été testé jusqu'au bout.

Sous Verilator, nous avons décidé de forker la batterie de tests de compliance de RISC-V : <https://github.com/riscv/riscv-compliance> afin de lancer les tests sur notre CPU.

Ces tests ont une couverture relativement complète de l'ISA et permettent d'avoir une bonne idée du niveau d'implémentation obtenu, cependant ils requièrent de coupler nos modèles avec notre processeur car il s'agit de self-test, donc il faut pouvoir récupérer les signatures à la fin afin de les comparer.

Notre implémentation était très proche de celle de `ri5cy` : <https://github.com/riscv/riscv-compliance/blob/master/riscv-target/ri5cy/device/rv32imc/Makefile.include> qui recourt à de la simulation en utilisant `vsim`, nous pouvions remplacer celle-ci par un test-bench bien choisi avec Verilator pour instrumenter la mémoire et récupérer les signatures dont nous avions besoin.

Malheureusement, cela n'a pas été fait jusqu'au bout (comme dit en gras), vous retrouverez un embryon d'adaptation ici : <https://github.com/RaitoBezarius/riscv-compliance/commit/15c1e71b280316f0e18a72fba55bae8fd8aa81e99>.

Une fois ceci fait, on ajouterait une target `test-compliance` qui permettait d'assurer les fonctionnalités, ce qui nous paraîtrait nécessaire dans une vraie implémentation.

Et finalement, on aurait ajouté cela dans un CI/CD¹⁴ afin de tester en permanence chaque commit qui pourrait modifier le CPU et s'assurer de ne rien casser, i.e. d'y voir plus clair.

2.8.3 De la nécessité d'avoir un permis tout court

De façon plus générale, il nous paraissait vital au bout d'un moment d'assurer les choses sérieusement et pas juste de croire aveuglément.¹⁵

Donc, pas le choix, vérification formelle, nous présentons brièvement l'outillage employé.

2.8.3.1 SymbiYosys SymbiYosys : <https://symbiyosys.readthedocs.io/en/latest/index.html> est un programme de vérification formelle de designs écrit en (System) Verilog à l'aide de solveurs, il utilise SymbiFlow pour travailler sur les objets du design et en émettre des représentations de SAT/SMT et les donner à des solveurs SMT/SAT afin d'en tirer des résultats et reconstruire les contre exemples ou valider.

Il supporte la vérification bornée (Bounded Model Checking), non-bornée (k -induction), peut générer des cas d'exécution pour des propriétés (i.e. est ce qu'il existe une trace où tel signal est allumé?).

¹⁴Ce qui aurait satisfait aux contraintes de développement moderne de l'énoncé du projet.

¹⁵De toute façon, les processeurs sont le fruit d'un esprit malade.

Dans un futur incertain, il supporterait la vérification d'équivalence formelle (deux représentations de circuit ont le même comportement) et la synthèse réactive (i.e. génération automatique de machine à états depuis des spécifications de haut niveau, type formule de la logique temporelle linéaire).

2.8.3.2 Bounded Model Checking On travaille dans un modèle de logique temporelle linéaire et on transforme ça en un problème SAT.

Le problème demeure que l'on peut dérouler seulement à une profondeur finie, tant qu'on ne connaît pas la profondeur maximal requise¹⁶ pour prouver de façon certaine que notre design est valide, nous sommes confrontés à un problème d'équilibre entre augmenter la profondeur et rendre la vérification plus lente.

Nous verrons dans la suite comment lever ce problème conceptuel.

Cela dit, cela fournit des traces contre-exemples et en pratique produit des contre-exemples de 20 à 30 cycles dans certains cas, ce qui est largement plus efficace que de la simulation avec des prints avec des cas manuels !

2.8.3.3 *k*-induction Afin de prouver des propositions sur des domaines infinis, on peut recourir à la *k*-induction.

Principe :

Supposons que $P(0), P(1), \dots, P(k - 1)$ soit vrai.

Et que pour tout $n \in \mathbb{N}$, si $P(n), P(n + 1), \dots, P(n + k - 1)$ est vrai, alors $P(n + k)$ est vrai.

L'idée est la suivante, on vérifie nos propriétés dans les états initiaux, puis l'induction prend lieu pour les transitions de la machine à état fini en écrivant les propriétés que l'on veut conserver.

Cependant, on ne peut pas se contenter de raisonner pour seulement un état vrai pour prouver les suivants, il faut supposer n états successifs qui sont vrais pour renforcer l'induction et la rendre plus facilement démontrable, en échange, on prouve qu'on a n états initiaux successifs qui sont vrais.

Des techniques ont été développées pour transformer un tel problème en un problème SAT et de pouvoir montrer que dans ces instances, l'on peut même le résoudre de façon incrémentale ! (c.f. Temporal Induction by Incremental SAT Solving par N Eén).

2.8.3.4 Vérification formelle des block RAM On retrouve la vérification formelle des block RAM ici : https://github.com/RaitoBezarius/sysnum2020/blob/dcache/src/rtl/core/memory/block_ram.sv#L58

L'idée étant simple, on veut pouvoir vérifier que le block RAM se comporte bien de façon seule et de façon intégrée, on suppose le bon comportement des frontières, ou on s'assure qu'il est effectivement juste.

Puis, on se donne des adresses aléatoires valides, on y suppose qu'il existe de la données puis on soumet de la requête et on vérifie qu'on obtient les données et que les signaux des interfaces se maintiennent pendant le bon nombre de cycles.

Puis, on donne ça à SymbiYosys : <https://github.com/RaitoBezarius/sysnum2020/blob/dcache/src/rtl/core/core.sby> — en paramétrant avec différents solveurs de *k*-induction et de BMC, et différents paramétrages des block RAM.

Il aurait fallu ajouter une target dans notre Makefile afin de lancer la vérification formelle mais nous lancions la commande à la main, ce qui était suffisant.

2.8.3.5 Tentative de vérification formelle d'un cache L1 Il aurait fallu vérifier cette abomination : <https://github.com/RaitoBezarius/sysnum2020/blob/dcache/src/rtl/core/cache/dcache.sv>

Pour l'approcher, même méthodes que le block RAM mais en plus, avec des modèles de co-simulation, on peut torturer le cache et créer des situations d'incohérences observables puis on écrit la propriété nécessaire pour la faire disparaître.

Le souci c'est qu'écrire un cache et le vérifier formellement en même temps est très difficile car c'est une cible mouvante en permanence.

¹⁶Qui existe, puisque tout est relativement fini.

Il faut ou bien choisir d'écrire la spécification au début (donc savoir comment se comporte vraiment un cache) ou bien d'écrire le code (donc savoir comment se comporte vraiment un cache), et dans les deux cas, il y avait trop peu de temps pour le faire.

Techniquement, lancer un test intégré grâce aux block RAM fournit déjà un début de formalisation puisqu'on peut vérifier si le cache L1 utilisent correctement les blocks RAM, i.e. la tag RAM et la data RAM.

2.9 Tester c'est tricher : FPGA et déboires

2.9.1 Vivado c'est non.

OK, Vivado c'est bien si on veut dessiner des designs, mais il ne faut pas oublier une chose, Vivado c'est fait par Xilinx et c'est une boîte qui est là pour vendre des FPGA.

Autrement dit, leur logiciel est une usine à gaz, d'une vingtaine de gigaoctets¹⁷, comparable à Matlab.

Au delà des oppositions idéologiques concernant le fait que la toolchain ne soit pas open source, l'on remarque plusieurs choses :

- Ce n'est pas efficace, ça n'a pas été conçu pour la productivité ;
- Ce n'est pas rapide, l'interface est lourde et lente et ne fonctionne pas très bien sur des window managers de power user ;
- L'installation est un processus magique qui écrit partout où ça veut et c'est difficile à packager proprement ;
- **Pire : ça optimise mal.** — oui, le but de Xilinx c'est de vendre des FPGA toujours plus gros, pourquoi ça irait enlever l'AXI slave bridge même si on utilise pas le bloc avec leurs IPs ? Idem pour la DDR3, 70% du composant est dans la calibration qui est un processus dont on a besoin seulement une fois au démarrage du système ;
- **Encore pire : ça échoue à la fin** — Vivado est conçu pour échouer plus tard et accepte les erreurs, tandis que les outils qu'on a utilisé pendant le projet ont tendance à échouer tôt et à crier au moindre souci, ce qui est plus plaisant d'un point de vue du développement ;
- J'ai réussi à créer une alerte de revue manuelle pour les contrôles d'exportations de logiciel américain avec le site de Xilinx et donc je ne pouvais pas télécharger Vivado. :)

Si c'était à refaire ? Nous aurions utilisé <https://github.com/enjoy-digital/litex> directement et <https://github.com/m-labs/nmigen>, mais c'est pas assez.

2.9.2 Nix c'est oui.

Nous devions parler de toolchain, effectivement, nous avons utilisé GCC, sauf que configurer une toolchain de cross-compilation n'est pas chose aisée, donc nous avons reposé sur 30 lignes très simples de Nix :

```
1 with import <nixpkgs> {
2   crossSystem = (import <nixpkgs/lib>).systems.examples.riscv32-embedded // {
3     platform = {
4       name = "riscv-soft-float-multiplatform";
5       kernelArch = "risc";
6       kernelTarget = "vmlinux";
7       bfdEmulation = "elf32lriscv";
8       gcc.arch = "rv32im";
9     };
10   };
11 };
12
13 let
14   hostNixpkgs = import <nixpkgs> {};
15   elf2hex = hostNixpkgs.stdenv.mkDerivation {
16     pname = "elf2hex";
17     version = "1.0.1";
18     depsBuildBuild = [ stdenv.cc ];
19     buildInputs = [ hostNixpkgs.python3 ];
20     configureFlags = "--target=riscv32-none-elf";
21     src = fetchurl {
22       url = "https://github.com/sifive/elf2hex/releases/download/v1.0.1/elf2hex-1.0.1.tar.gz";
```

¹⁷Espace précieux sur mon SSD d'1 téraoctets

```

23     sha256 = "1c65vzh2173xh8a707g17qgss4m5zp3i5czxfv55349102vyqany";
24   };
25 };
26 in
27 mkShell {
28   name = "riscv-toolchain-shell";
29   nativeBuildInputs = [ elf2hex hostNixpkgs.symbiyosys hostNixpkgs.verilator ];
30 }

```

Et voilà, on a Verilator, `elf2hex`¹⁸ et une toolchain `gcc` supportant nos usages (i.e. soft floats), ainsi que SymbiYosys, qui est notre outil de vérification formelle.

À noter, compiler GCC pour ces targets peut être ennuyeux, mais grâce à la gentillesse de l'ENS Ulm et du département du DI, nous avons obtenu un accès à Safran 2 qui nous a permis de l'utiliser comme machine de construction Nix pour envoyer tout ça dans un cache, voici une illustration.

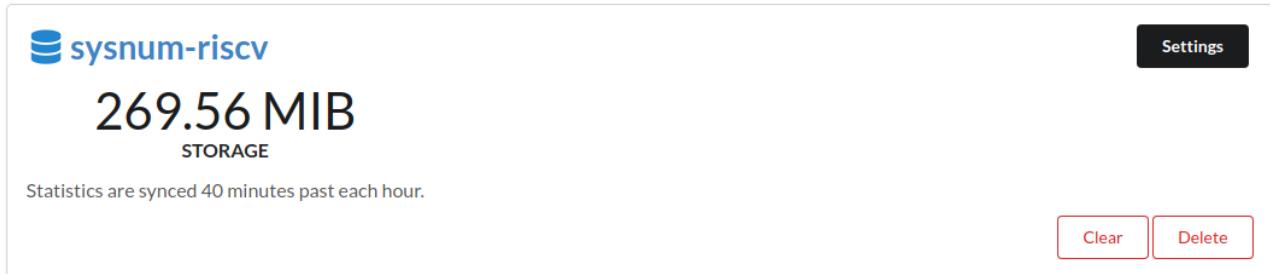


FIG. 6 : Un joli cache bien pratique que personne à part Ryan a pu utiliser

Donc, cela ne coûtait virtuellement rien de faire cela.

2.9.3 Enter : SymbiFlow, the GCC of FPGA.

OK, il nous faut une toolchain open source, fort heureusement, des gens bien ont inventé SymbiFlow.

Cet outil fournit de bien meilleures performances que Vivado en termes de consommation, en échange d'abandonner tout espoir d'utiliser un IP Vivado-specific.

En revanche, il repose sur une base de données de familles d'appareils supportés, notre Arty S7-50 n'est pas supporté à ce jour.¹⁹

Nous expliquons comment le supporter au prochain point.

Cet outil nous aurait été bien utile afin de travailler plus vite avec le FPGA.

2.9.4 Mieux que tester : fuzzer.

Pour ajouter une nouvelle famille à SymbiFlow, il faut comprendre ce que Vivado fait, pour comprendre ce que Vivado fait, il y a un raccourci.

On se donne un ensemble de designs « discriminants », on les donne à Vivado, on regarde le bitstream résultat et on conclut. Cela forme une base de données de spécimens.

Typiquement ces designs incluent juste une petite pièce d'un appareil : un block RAM par exemple, puis ensuite on fait varier ces designs en faisant varier les paramètres, en changeant des pins, par exemple.

Ensuite, on fait tourner un script TCL dans Vivado pour faire ces changements de paramètres plutôt que de charger N modèles Verilog, on en charge qu'un seul.

Enfin, en observant tous les spécimens, on peut corrélérer quel bit dans quel zone correspond à un choix particulier dans le design.

Ainsi, on peut implémenter la compréhension automatique de la génération de bitstream de Vivado et produire une toolchain qui reproduit avec un niveau de fiabilité extrêmement élevé le comportement de Vivado.

¹⁸Qui est un petit truc pratique de SiFive pour transformer des ELF en hex que Verilog aime bien.

¹⁹Mais il le sera bientôt. :>

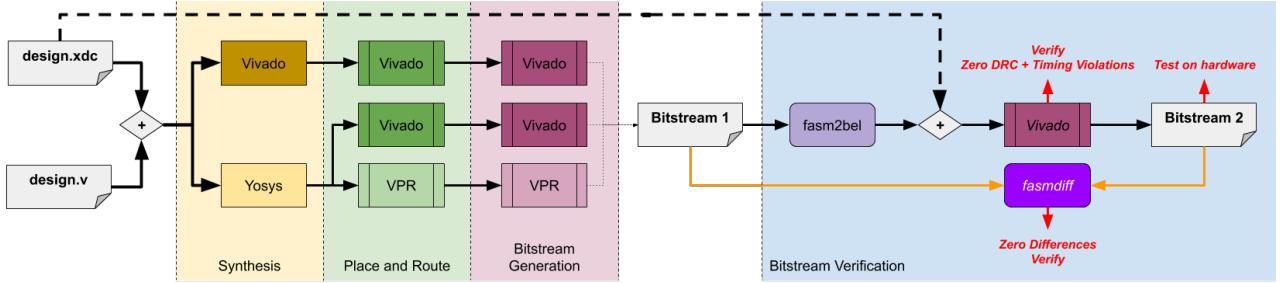


FIG. 7 : La magie du processus de vérification de bitstream

2.10 L'espoir est la confusion d'un désir pour quelque chose et sa probabilité : FreeRTOS et Linux

2.10.1 FreeRTOS

Nous avons porté une version de FreeRTOS relativement et raisonnablement utilisable ici : <https://github.com/RaitoBezarius/FreeRTOS/commit/127ece8f352b33c0faec46a7a2328e9030f18618>

Essentiellement, nous avons adapté le `Makefile` à notre propre pipeline et on a ajouté les sous-modules récursivement.²⁰

Mais comme nous n'avons pas eu le temps de ré-implémenter l'extension M, nous n'avons pas testé l'image engendrée.

2.10.2 Linux

Hélas, c'était mort. Effectivement, ceci existe : <https://www.kernel.org/doc/Documentation/nommu-mmap.txt> mais nous ne trouvions pas cela si intéressant que ça.

D'où la nécessité du cache L1 et de la MMU et des modes privilégiés.

Pire encore, Linux ne requiert pas que RV32IM, mais RV32IMA au moins.

Bien sûr, à ce stade là, nous n'aurions pas été capable de produire une implémentation convenable pour Linux sans tricher beaucoup trop pour avoir quelque chose de pas si intéressant que ça et le temps manquait.

Mais s'il fallait lister ce qu'il manque :

- Cache L1
- MMU
- Ajouter un mode privilégié
- Relier un peu toutes les choses
- Ajouter une fausse extension A en ramenant certaines opérations à des `nop` parfois et en priant beaucoup
- Implémenter M de façon simple (par exemple, la division avec Barrett!²¹)

C'est-à-dire, pas grand chose, si on se donne un nouveau semestre.

2.11 Conclusion et leçons tirées : Que faire la prochaine fois ?

Déjà, utiliser LiteX ou nMigen la prochaine fois, travailler avec Verilog uniquement quand cela est extrêmement nécessaire.

Ensuite, mettre en place l'automatisation avec un `Makefile` le plus tôt possible et toujours automatiser dès le début.

Puis, avoir une personne qui se charge d'écrire une spécification formelle et une autre personne qui implémente, ne pas faire les deux en même temps, c'est trop de charge mentale.

Mais aussi, choisir un FPGA supporté par la toolchain si on est pas prêt à mettre les mains dans le cambouis avec SymbiFlow et le fuzzing automatique.

Enfin, écrire des modèles de cosimulations plus puissant et utiliser Verilator plus.

²⁰Ne jamais faire ça sous Git, j'ai dû utilisé de la magie noire pour reset certains états qui n'ont pas été fixés, bref beaucoup de code non fiable dans les sous modules récursifs de Git...

²¹Toute ressemblance avec un examen existant est fortuit !

Nous tenons à faire remarquer l'existence d'un joli projet : <https://github.com/asinghami/pifive-cpu> qui a suivi une bonne façon de faire et a abouti à un beau résultat.