

Σκοπός της συγκεκριμένης άσκησης είναι η μελέτη και η αξιολόγηση της επίδοσης μιας ταυτόχρονης δομής δεδομένων. Η δομή αυτή είναι μια απλά συνδεδεμένη ταξινομημένη λίστα. Εκτελώντας πειράματα, βγαίνουμε σε συμπεράσματα για το πως οι διαφορετικοί τρόποι συγχρονισμού αποφέρουν και διαφορετικά αποτελέσματα.

Δομή Συνδεδεμένης Λίστας

Οι δομές της απλά συνδεδεμένης λίστας είναι:

```
typedef struct ll_node {
    int key;
    struct ll_node *next;
} ll_node_t;

struct linked_list {
    ll_node_t *head;
};
```

Ένα set αποτελείται από μια συνδεδεμένη λίστα κόμβων (linked list of nodes). Το περιεχόμενο του κόμβου το αγνωούμε καθώς δεν επηρεάζει τις μετρήσεις μας. Το αναγνωριστικό του κάθε κόμβου είναι ο αριθμός key. Ο πρώτος και ο τελευταίος κόμβος έχουν ιδιαίτερη σημασία και ονομάζονται head και tail αντίστοιχα. Ακολουθούμε τις εξής συμβάσεις για τα πειράματά μας:

- Τα head, tail nodes είναι σταθερά, δεν αφαιρούνται ούτε προστίθενται. Αποκαλούνται sentinel nodes.
- Η λίστα είναι ταξινομημένη βάσει κλειδιού, τα κλειδιά είναι unique.
- Οι παρακάτω μέθοδοι ακολουθούν τους 2 αυτούς κανόνες. Π.χ. η μέθοδος add() δεν θα προσθέσει κόμβο με κλειδί ίδιο με ήδη υπάρχοντα κόμβο.
- Ένα αντικείμενο ανήκει στην λίστα μόνο και μόνο αν υπάρχει μονοπάτι που το βρίσκει έχοντας ως αφετηρία τον κόμβο head.

Οι μέθοδοι που υποστηρίζονται από αυτή την δομή είναι:

- **contains(x)**: Επιστρέφει True μόνο και μόνο αν η λίστα περιέχει το x.
- **add(x)**: Προσθέτει το x στην λίστα και επιστρέφει True μόνο αν το x δεν υπήρχε ήδη στην λίστα.
- **remove(x)**: Αφαιρεί το x από την λίστα και επιστρέφει True μόνο αν το x υπήρχε στην λίστα (και διαγράφηκε).

Μελετάμε την συμπεριφορά των παρακάτω τρόπων συγχρονισμού για διαφορετικό αριθμό νημάτων {1, 2, 4, 8, 16, 32, 64, 128}, για διαφορετικό μέγεθος λίστας {1024, 8192} και για διαφορετικό ποσοστό λειτουργιών {100/0/0, 80/10/10, 20/40/40, 0/50/50}. Για το ποσοστό λειτουργιών, ο πρώτος αριθμός δηλώνει ποσοστό αναζητήσεων, ο δεύτερος εισαγωγών και ο τρίτος διαγραφών.

Επεξήγηση των Workloads

Είναι πολύ πιο ρεαλιστικό σε μια εφαρμογή να υπάρχουν περισσότερες κλήσεις τις μεθόδου `contains()` παρά των `add()` και `remove()`. Τα πρώτα 2 ενδεχόμενα καλύπτουν αυτές τις ρεαλιστικές χρήσεις. Τα workloads 20/40/40 και 0/50/50 είναι πιο ακραία και πιο σπάνια σε κλασσικές εφαρμογές.

0.0.1 Serial

Η σειριακή εκτέλεση προσφέρεται μόνο για λόγους benchmarking. Μέσω αυτών των αποτελεσμάτων, κρίνουμε και τις υπόλοιπες υλοποιήσεις. Οι μετρήσεις στον πίνακα αφορούν Throughput, δηλαδή πόσα Operations έκανε η κάθε υλοποίηση σε ένα δευτερόλεπτο. Συγκεκριμένα, ο αριθμός εκφράζει Kops/sec (Kilo-operations/second).

Size \ Workload	100/0/0	80/10/10	20/40/40	0/50/50
1024	1566.15	1897.13	1612.85	1410.06
8192	151.82	69.55	81.33	65.60

Concurrent Linked List

Έχοντας δει scalable spin locks στην προηγούμενη άσκηση, τα χρησιμοποιούμε για να επιχειρήσουμε να δημιουργήσουμε scalable ταυτόχρονες δομές δεδομένων. Το lock που χρησιμοποιούμε σε όλες τις υλοποιήσεις που χρησιμοποιούν lock, είναι το pthread Spinlock.

Γνωρίζοντας τα αποτελέσματα από πριν, για να είναι πιο καθαρά τα διαγράμματα, χωρίζουμε τους τύπους του κλειδώματος σε low και all performers. Οι μετρικές που χρησιμοποιούμε για να δούμε ποια υλοποίηση είναι καλύτερη είναι το Throughput και το "Speedup".

Εδώ, δεν αναφερόμαστε στον χρόνο, άρα ο ορισμός του Speedup είναι διαφορετικός. Για να δούμε πόσο καλύτερη (ή χειρότερη!) είναι η παράλληλη υλοποίηση από την σειριακή, χρησιμοποιούμε τον τύπο $Speedup = \frac{Throughput(Parallel)}{Throughput(Serial)}$.

Για κάθε τύπο συγχρονισμού, επεξηγούμε το πως πετυχαίνουμε την παράλληλη εκτέλεση και πως εκτελούνται οι 3 προαναφερόμενοι μέθοδοι.

0.1 Low Performers

Οι υλοποιήσεις που θεωρούμε "Low Performers" είναι οι παρακάτω. Ο λόγος που τους θεωρούμε χαμηλών επιδόσεων είναι γιατί οι υλοποιήσεις αυτές είναι απλοϊκές και έχουν ξεκάθαρα προβλήματα που εμφανίζονται στο θεωρητικό επίπεδο. Με βάση αυτά τα προβλήματα, γνωρίζουμε από πριν την ανικανότητά τους να κλιμακώσουν.

0.1.1 Coarse-grain Locking

Η απλούστερη προσπάθεια για ταυτόχρονη συνδεδεμένη λίστα. Υπάρχει ένα lock για όλη την δομή και κάθε φορά που ένα νήμα θέλει να εφαρμόσει μια μέθοδο, περιμένει μέχρι να αποκτήσει το lock και μετά εκτελεί την λειτουργία του κανονικά. Η μόνη προσθήκη που πρέπει να κάνουμε στην δομή είναι ένα spinlock και η κάθε μέθοδος να κάνει lock στο κάλεσμά της και unlock στο τέλος της.

Το προφανές συμπέρασμα είναι ότι αν και η τεχνική αυτή λειτουργεί πλήρως, η απόδοσή της είναι πάντα όσο η σειριακή ή και χειρότερη λόγω του overhead του κλειδώματος.

0.1.2 Fine-grain Locking

Εφόσον η συνδεδεμένη λίστα αποτελείται από ένα πεπερασμένο πλήθος κόμβων, μπορούμε αντί να έχουμε ένα lock για όλη την δομή, να έχουμε πολλαπλά locks, συγκεκριμένα ένα για κάθε κόμβο. Αυτό το καταφέρνουμε τοποθετώντας ένα spinlock σε κάθε node της συνδεδεμένης λίστας.

Πλέον, για να υπάρχει ασφάλεια στην χρήση των μεθόδων από τα νήματα, πρέπει να υπάρξει ένα σύστημα hand-over-hand locking. Για να κλειδώσει ο curr κόμβος πρέπει να είναι ήδη κλειδωμένος ο pred κόμβος. Αυτό το κλείδωμα και ξεκλείδωμα πρέπει πάντα να γίνεται με αυτή την ακολουθία.

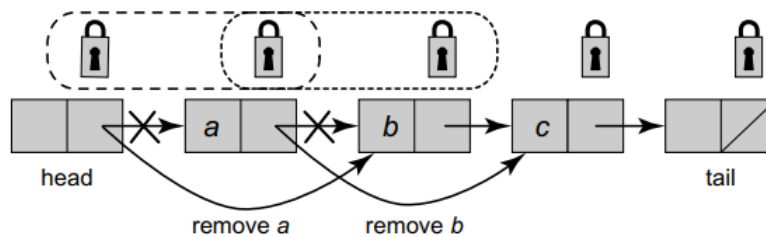


Figure 1: Fine-grained Locking - Remove method - Hand-over-Hand locking

Για την διαγραφή, πρέπει να κλειδωθεί ο κόμβος που πρόκειται να κλειδωθεί για να μην δράσει κάποια άλλη λειτουργία πάνω του και επίσης πρέπει να κλειδωθεί ο προηγούμενος κόμβος καθώς αυτός θα πραγματοποιήσει την διαγραφή.

Η διάσχιση της λίστας πρέπει αποκλειστικά να γίνεται με αυτό το σύστημα lock coupling. Συνέπεια αυτού είναι ότι αν ένα στοιχείο κλειδώσει στις αρχές της λίστας, απαγορεύεται από άλλα νήματα να επεξεργαστούν αργότερα στοιχεία που βρίσκονται πιο μετά στην λίστα.

Το fine-grained locking μπορεί να δεχτεί πολλές βελτιώσεις. Είναι πολύ πιθανό κάποια νήματα να περιμένουν πολύ ώρα να αποκτήσουν πρόσβαση στην δομή σε τελείως διαφορετικά σημεία από αυτά που επεξεργάζονται άλλα νήματα. Για αυτό ευθύνεται η ανάγκη για hand-over-hand locking.

0.1.3 Optimistic synchronization

Στην "αισιόδοξη" υλοποίηση, περιμένουμε να έχουμε πολύ μικρές πιθανότητες κάτι να πάει στραβά. Αναζητούμε χωρίς να κλειδώνουμε τα στοιχεία αλλά με το που βρούμε τους κόμβους που μας ενδιαφέρουν τότε να επαληθεύουμε ότι οι κλειδωμένοι κόμβοι είναι οι σωστοί. Αν λόγω κακού συγχρονισμού κλειδώνουμε τους λάθους κόμβους, τότε απελευθερώνουμε τις κλειδαριές και ξαναπροσπαθούμε.

Άρα, αποδεχόμαστε το ρίσκο αλλά δεν αφήνουμε την δομή πλήρως ασυνεπή. Προσθέτουμε την μέθοδο **validate()**. Η μέθοδος αυτή ελέγχει αν τα δύο στοιχεία (pred,curr) βρίσκονται ακόμα στην δομή. Με βάση τις παραπάνω συμβάσεις αυτό σημαίνει:

- Ο pred κόμβος να είναι προβιβάσιμος από το head της δομής
- Να ισχύει (`pred.next == curr`, δηλαδή ο επόμενος του προηγούμενου είναι ο τρέχοντας)

Πλέον, για να τρέξουμε τις μεθόδους, ακολουθούμε την εξής λογική:

Δεν κλειδώνουμε όσο διατρέχουμε την λίστα. Όταν φτάσουμε στο σημείο που θέλουμε να εκτελέσουμε ενέργεια, τότε κλειδώνουμε τον προηγούμενο ακριβώς κόμβο και τον κόμβο που θέλουμε να εκτελέσουμε ενέργεια. Αφού γίνει το κλείδωμα, τρέχουμε την `validate(pred, curr)`. Αν αποτύχει, ξαναξεκινάμε την διαδικασία. Αν πετύχει, εκτελούμε την ενέργεια που θέλαμε. Τέλος, ξεκλειδώνουμε πάλι με την ίδια σειρά, πρώτα τον προηγούμενο κόμβο και μετά τον τωρινό.

Η διαδικασία του validation είναι πλήρως απαραίτητη. Έστω νήμα A. Είναι πιθανό ... θα πω μετά

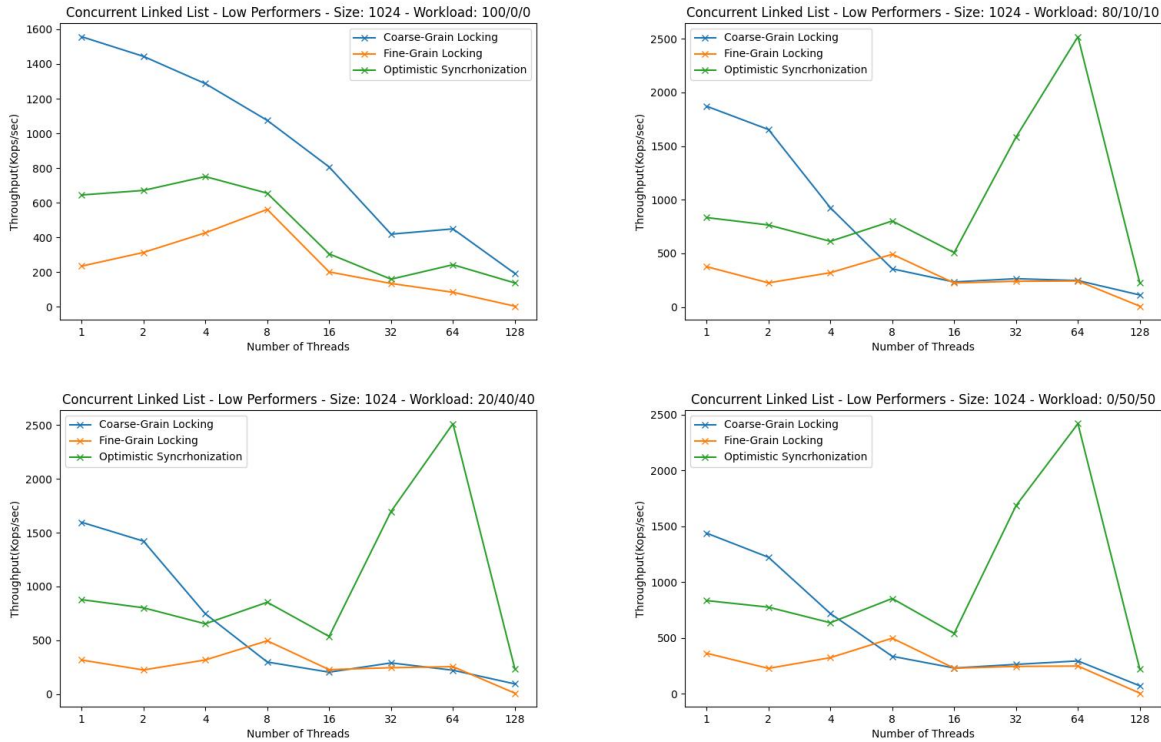


Figure 2: Concurrent Linked List - Throughput - Size 1024 - Low Performers

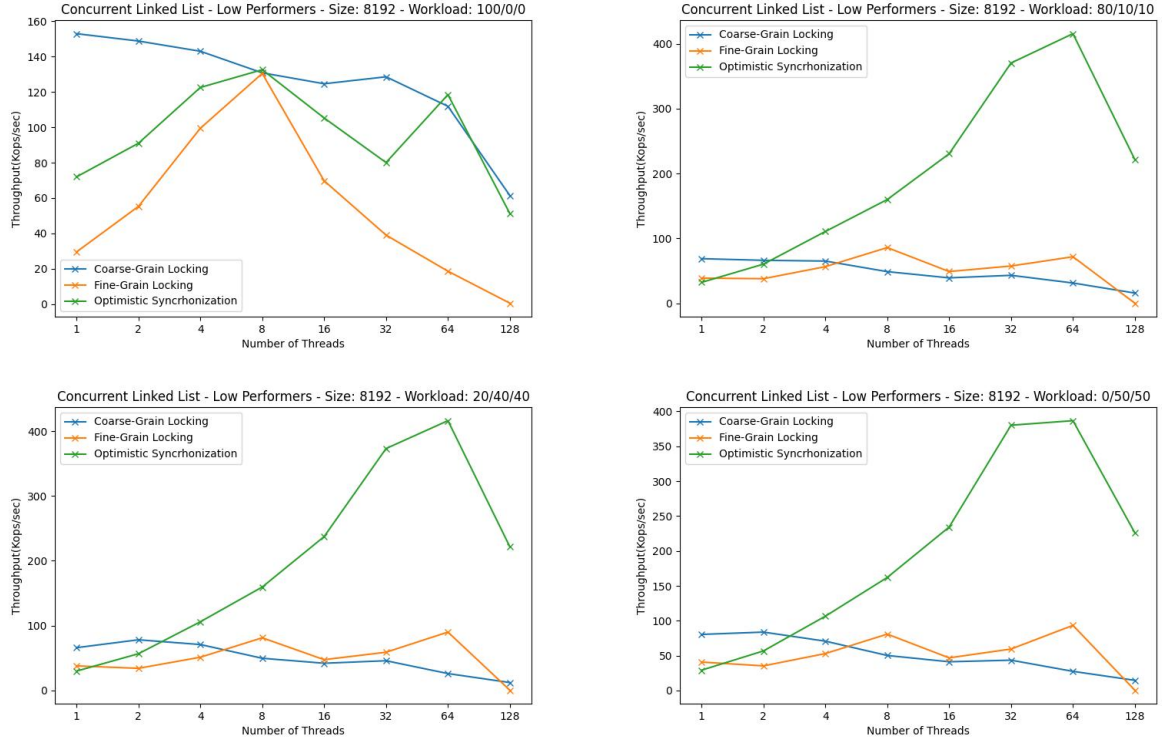


Figure 3: Concurrent Linked List - Throughput - Size 8192 - Low Performers

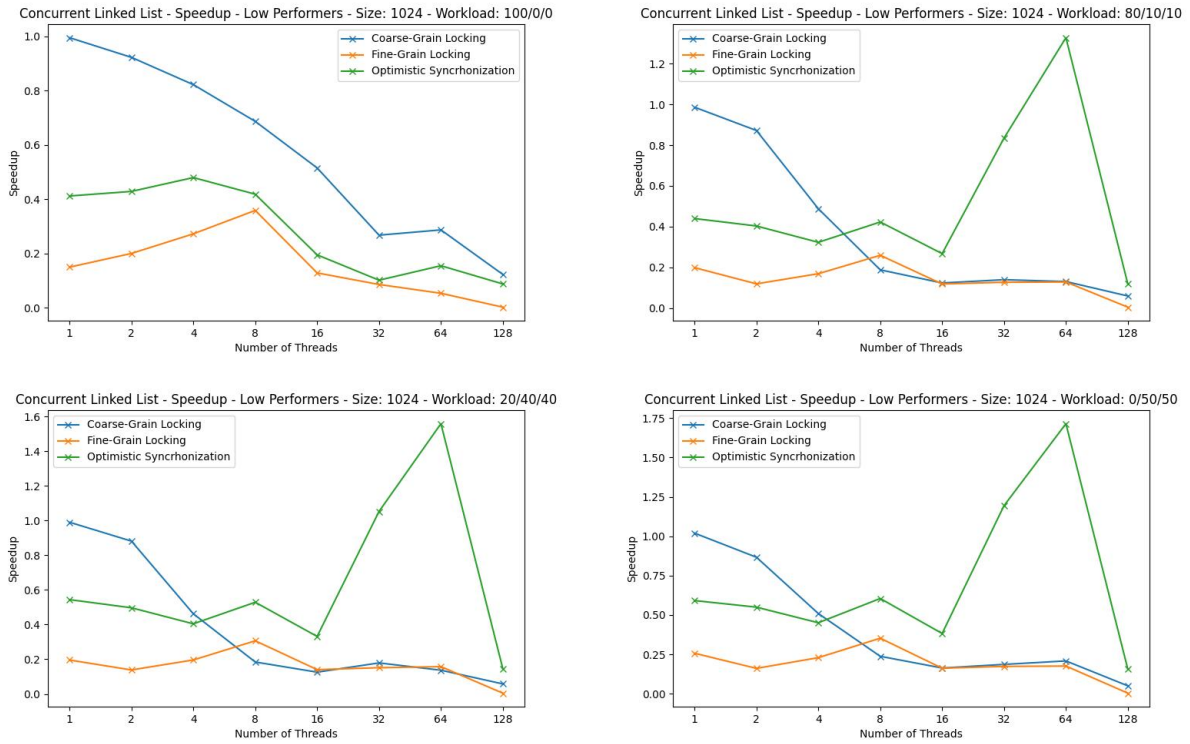


Figure 4: Concurrent Linked List - Speedup - Size 1024 - Low Performers

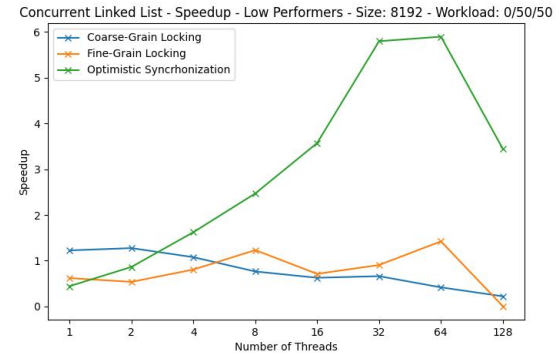
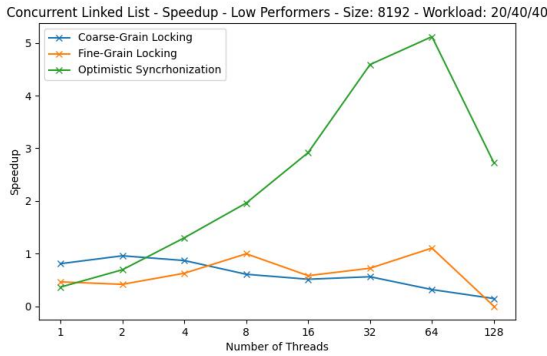
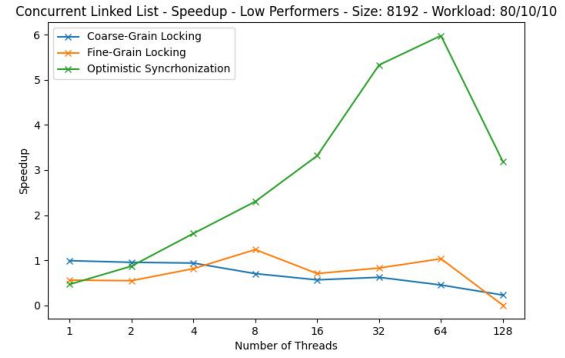
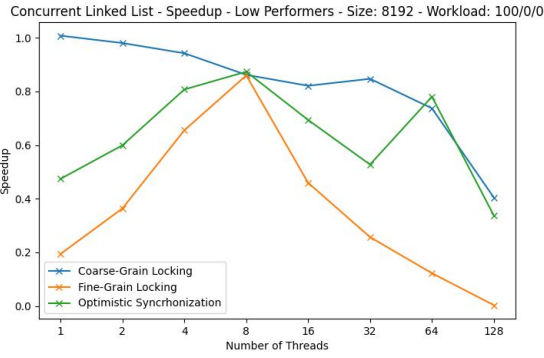


Figure 5: Concurrent Linked List - Speedup - Size 8192 - Low Performers

Low Performers - Συμπεράσματα

Coarse-Grained Synchronization

Παρατηρώντας τα γραφήματα, βγαίνουμε στο συμπέρασμα ότι για οποιοδήποτε συνδυασμό λειτουργιών ή και μεγέθους λίστας, η απόδοση του είναι είτε ίση με την σειριακή ή χειρότερη. Το συμπέρασμα αυτό είναι προφανές καθώς η υλοποίηση της coarse-grained λίστας είναι η σειριακή με την προσθήκη ενός lock ώστε να υπάρχει mutual exclusion μεταξύ νημάτων.

Fine-Grained Synchronization

Τα συμπεράσματα είναι αρκετά παρόμοια και για την fine-grained υλοποίηση. Οποιαδήποτε λειτουργία απαιτεί να διατρέξουμε την λίστα από το head της λίστας. Η αναζήτηση αυτή γίνεται πάντα με χρήση του hand-over-hand locking. Δηλαδή, έχουμε πολλαπλά κλειδώματα και ξεκλειδώματα για οποιαδήποτε λειτουργία.

Σε θέματα ταυτοχρονισμού, η υλοποίηση δεν προσφέρει πολλά. Αν κάποιο νήμα κλειδώσει lock νωρίς στην λίστα, τα υπόλοιπα νήματα δεν μπορούν να προχωρήσουν μετά από αυτό το σημείο λόγω της αναγκαιότητας για το hand-over-hand locking.

Optimistic Synchronization

Στην "αισιόδοξη" υλοποίηση παρατηρούμε τις πρώτες βελτιώσεις στην απόδοση.

0.2 High Performers

Οι υλοποιήσεις που θεωρούμε "High Performers" είναι το lazy και το non-blocking synchronization. Μέχρι στιγμής, η κάθε υλοποίηση προσπαθεί να διορθώσει τα σημαντικότερα προβλήματα της προηγούμενης.

0.2.1 Lazy synchronization

Ο "τεμπέλικος" συγχρονισμός είναι το επόμενο βήμα βελτιστοποίησης. Σε κάθε κόμβο, προσθέτουμε μια boolean τιμή με το όνομα "marked". Η τιμή αυτή δείχνει αν ένας κόμβος βρίσκεται (λογικά) στην λίστα. Αν η τιμή marked είναι True, τότε ο κόμβος αυτός έχει αφαιρεθεί λογικά από την λίστα. Ο αλγόριθμος θεωρεί ότι οποιοδήποτε κόμβος δεν είναι marked, είναι και valid στην λίστα.

Η validate() ανανεώνεται ελέγχοντας πλέον και αν κάποιος κόμβος είναι marked. Δεν χρειάζεται να διατρέχει όλη την λίστα.

Πλέον η contains() δεν θα βρεθεί ποτέ σε conflict παρόμοια με αυτά που θα βρισκόταν στην optimistic υλοποίηση, είναι πλήρως wait-free. Επίσης, η add() και η remove(), αν και κάνουν block, διατρέχουν την λίστα μόνο μια φορά, λόγω της ανανεωμένης validate(). Η add(), διατρέχει την λίστα, κλειδώνει τον predecessor του κόμβου που πρόκειται να προσθέσει, και εκτελεί την ενέργειά της. Η remove(), πρώτα κάνει mark τον κόμβο που πρόκειται να αφαιρέσει και μετά αλλάζει τον δείκτη του predecessor του στόχου ώστε να έχει ορθότητα η λίστα.

Την "φυσική" αφαίρεση του κόμβου από την μνήμη την κάνει είτε το σύστημα εκτέλεσης (garbage collector) ή ο προγραμματιστής αν γράφει σε κάποια γλώσσα που ο έλεγχος της μνήμης γίνεται χειροκίνητα. Την υλική αυτή αφαίρεση μπορούμε να την κάνουμε ανά batches, και όχι κάθε φορά που αφαιρούμε λογικά έναν κόμβο, δηλαδή να

Οι βελτιώσεις αυτές καθιστούν την lazy υλοποίηση πολύ ελκυστική λύση. Περιμένουμε να δούμε πολύ καλύτερα αποτελέσματα, ειδικά σε workloads που έχουν μεγάλο ποσοστό contains(), καθώς πλέον είναι wait-free.

0.2.2 Non-blocking synchronization

Οι τελικές βελτιστοποιήσεις που μπορούμε να κάνουμε είναι να αφαιρέσουμε πλήρως την ανάγκη για locks. Η μέθοδος contains() ήδη λειτουργεί χωρίς κλειδώματα και δεν χρειάζεται να κάνουμε κάποιες αλλαγές σε αυτή.

Θα προσπεράσουμε αρκετές λεπτομέρειες για το πως λειτουργεί ο non-blocking συγχρονισμός καθώς είναι εξαιρετικά περίπλοκη προγραμματιστικά.

Οι μέθοδοι add() και remove() όμως πρέπει να δεχτούν αλλαγές. Η πρώτη αλλαγή είναι να θεωρήσουμε την διεύθυνση next και την τιμή marked του κάθε κόμβου ως μια "μονή ατομική μονάδα", δηλαδή, οποιαδήποτε προσπάθεια να αλλάξει η τιμή της next όταν η τιμή marked είναι True, θα αποτύχει.

Σε αντίθεση με την lazy υλοποίηση που η φυσική αφαίρεση μπορούσε να γίνει σε δική μας κλήση, η non-blocking λίστα ακολουθεί διαφορετική λογική. Οι add() και remove(), όσο διατρέχουν την λίστα, ελέγχουν για marked κόμβους. Αν βρουν marked κόμβο, εκτελούν μια μέθοδο compareAndSet(), με σκοπό την αφαίρεση αυτού του κόμβου. Η συμπεριφορά αυτή

είναι κοινή και για τις 2 μεθόδους. Και οι 2 μέθοδοι χρησιμοποιούν ατομική μέθοδο compare-and-swap για να εκτελέσουν τις ενέργειές τους. Αν για οποιοδήποτε λόγο η remove() δεν καταφέρει να αφαιρέσει φυσικά τον κόμβο, δεν ξαναπροσπαθεί γιατί θα θα επιχειρήσουν και τα επόμενα νήματα όσο διατρέχουν την λίστα.

Με αυτές τις αλλαγές, επιτυχώς υλοποιήσαμε μια λίστα η οποία δεν έχει ανάγκη από lock για να προσφέρει safe concurrency. Η απαλειφή των κλειδαριών επίσης προσφέρει και μια πιο ανθεκτική δομή η οποία δεν κινδυνεύει από αποτυχία σε ενδεχόμενο "θανάτου" νήματος που κρατάει lock.

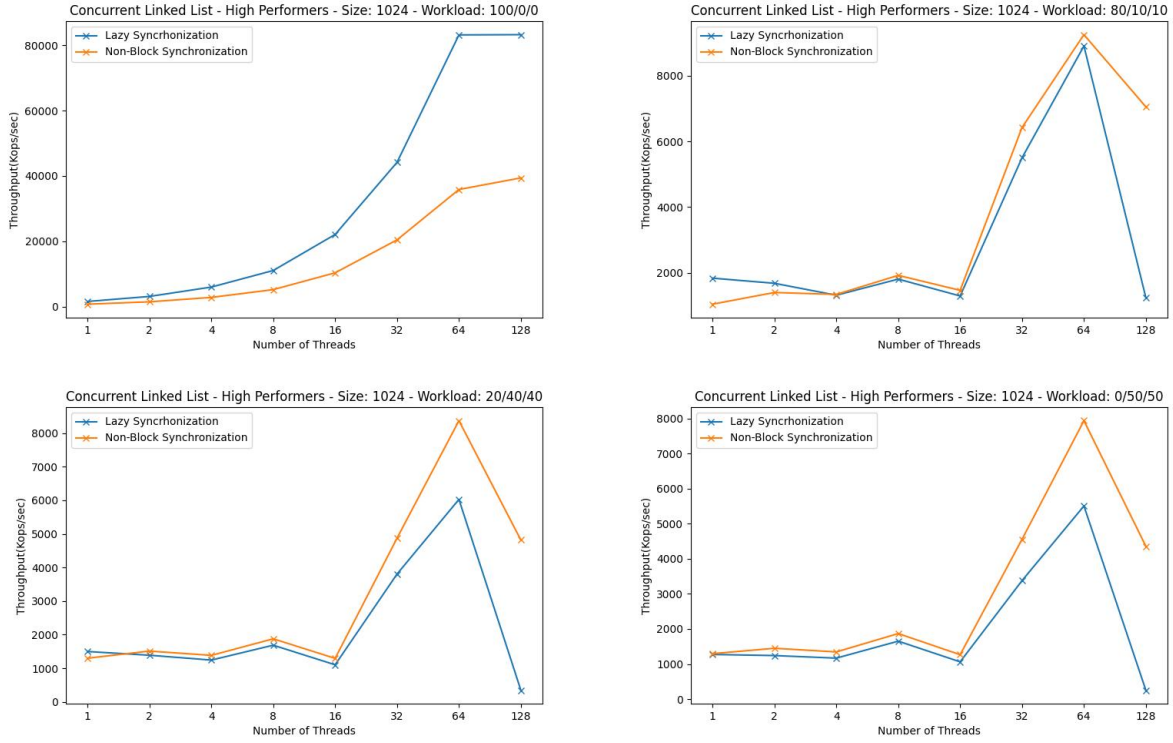


Figure 6: Concurrent Linked List - Throughput - Size 1024 - High Performers

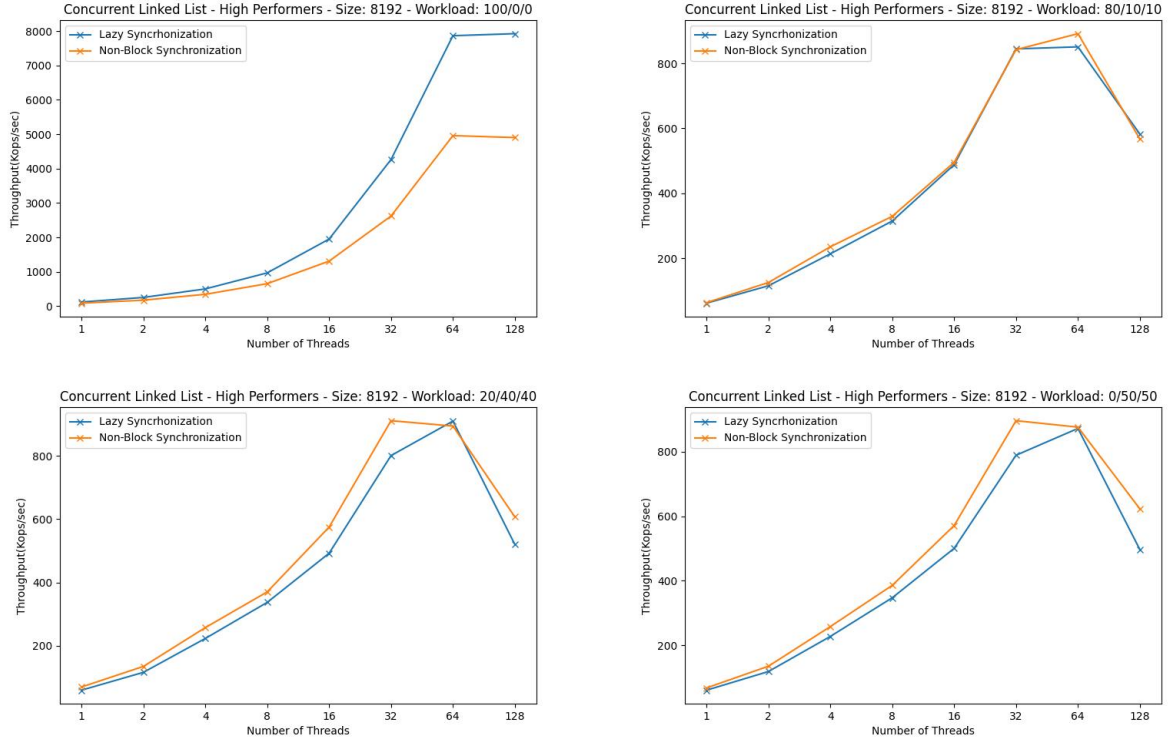


Figure 7: Concurrent Linked List - Throughput - Size 8192 - High Performers

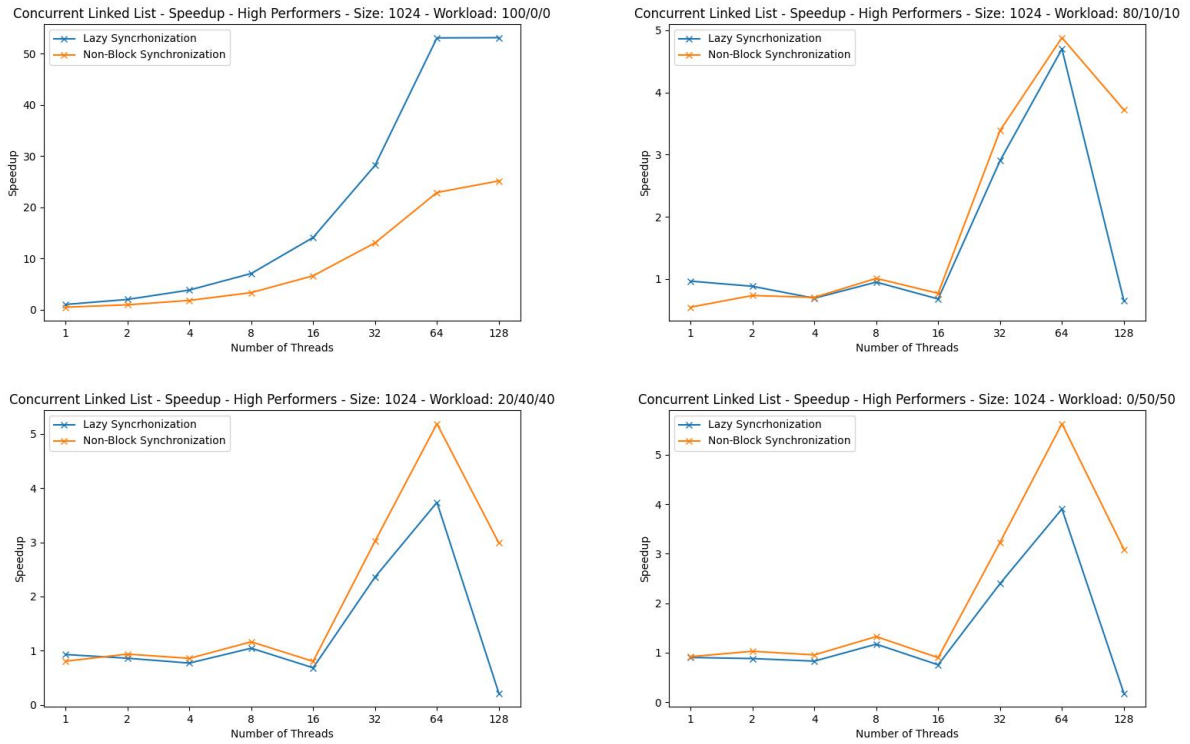


Figure 8: Concurrent Linked List - Speedup - Size 1024 - High Performers

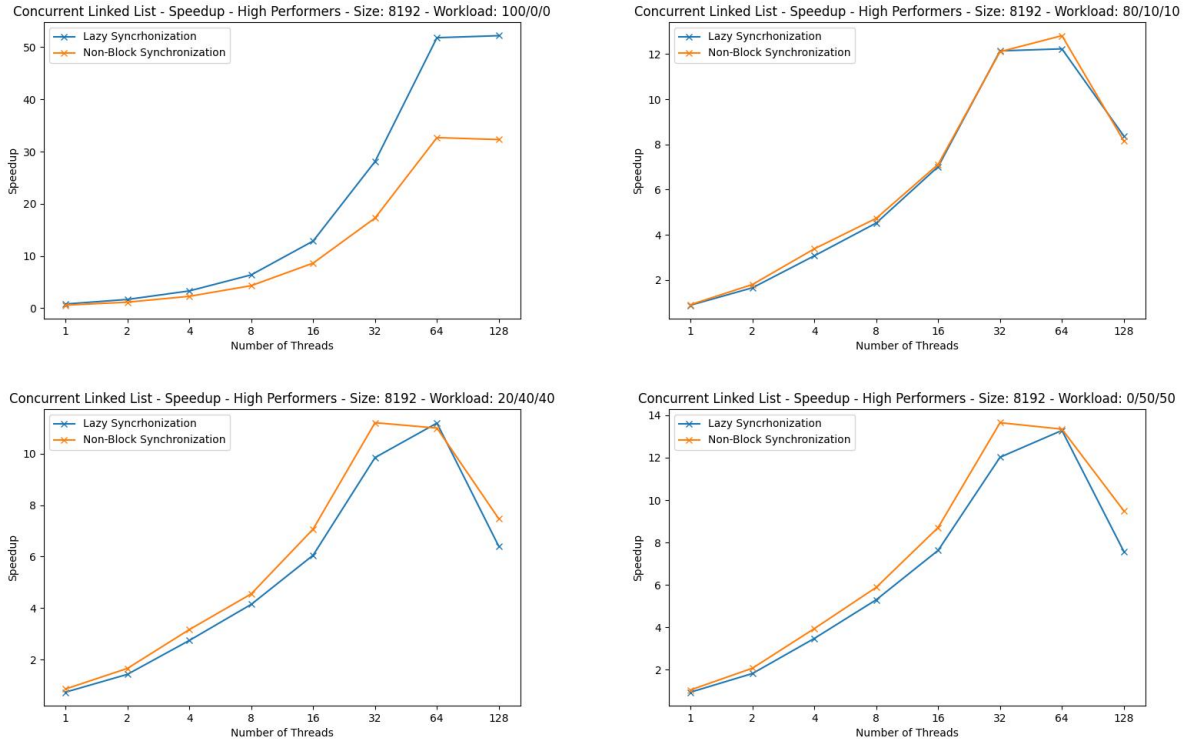


Figure 9: Concurrent Linked List - Speedup - Size 8192 - High Performers

High Performers - Συμπεράσματα

Και οι 2 λίστες έχουν πολύ συγκρίσιμες αποδόσεις.

Workload

Για το πρώτο workload που αποτελείται μόνο από `contains()`, η κλιμάκωση της υλοποίησης είναι σχεδόν ακριβώς γραμμική για τα πρώτα 64 νήματα. Οι παράμετροι που μελετάμε αυτό το workload είναι λίγο "υπερβολικά ιδανικοί" καθώς δεν υπάρχουν `marked` κόμβοι στο πρόβλημα. Αν και οι μέθοδοι `contains()` είναι ολόιδιοι στην θεωρία, στις συγκεκριμένες υλοποιήσεις η non-block εκδοχή ελέγχει και αν ο δεξιά κόμβος είναι `marked` ή όχι. Αυτός ο έξτρα έλεγχος που κάνει ευθύνεται και για την μεγάλη διαφορά που έχουν στο throughput αυτές οι 2 εκδοχές στα περισσότερα νήματα. Το μέγιστο speedup είναι 55 για την lazy και 26 για την non-blocking.

Για τα υπόλοιπα workloads που περιέχουν και `add()/remove()`, τα αποτελέσματα είναι πάλι αρκετά κοντά μεταξύ τους. Για την μεγάλη λίστα, οι 2 εκδοχές είναι πρακτικά πανομοιότυπες. Μέχρι τα 16 νήματα, η απόδοση είναι κοντά στην σειριακή. Αυξάνοντας περαιτέρω τα νήματα, το throughput των λιστών "εκτοξεύεται" απευθείας, διπλασιάζοντας με κάθε περαιτέρω διπλασιασμό των νημάτων. Αυτό ισχύει μέχρι τα 128 νήματα που καταφέρει η απόδοση αφού δεν μπορεί να προσφέρει άλλους πυρήνες το σύστημα. Πρέπει πλέον να δρομολογούνται 128 λογικά νήματα σε 64 φυσικά νήματα. Αυτό το έξτρα overhead καταστρέφει την απόδοση, ειδικά για την lazy λίστα αφού θα αυξάνονται και τα conflicts για απόκτηση των κλειδαριών.

Σημείωση: Αν και στην θεωρία η μέθοδος contains() δεν καθαρίζει κόμβους στην non-blocking λίστα, στην υλοποίηση που μας δίνεται αυτό δεν ισχύει. Η συνάρτηση list_search είναι κοινή και για τις 3 μεθόδους και εκτελεί έλεγχο για καθαρισμό marked κόμβων.

Size

Το μέγεθος της λίστας έχει αρκετά σημαντικό ρόλο στην απόδοση καθώς μεγαλύτερη λίστα σημαίνει λιγότερα conflicts, τουλάχιστον για τις συγκεκριμένες λίστες αφού η διάσχιση είναι wait-free. Για μικρές λίστες, η non-blocking λίστα έχει ένα προβάδισμα στην απόδοση ενώ στην μεγαλύτερη λίστα, είναι πολύ κοντά οι αποδόσεις. Το μικρό αυτό προβάδισμα το αποκτάει η non-blocking καθώς η lazy λίστα έχει ακόμα το ζήτημα των lock conflict. Το φαινόμενο αυτό είναι πολύ πιο σπάνιο στην μεγάλη λίστα.

Αν και η lazy λίστα έχει το overhead του κλειδώματος, η non-blocking λίστα έχει το overhead του compare-and-set. Η lazy λίστα δεν καθιστά σίγουρη την πρόοδο των νημάτων καθώς οι μέθοδοι add() και remove() είναι τύπου blocking αλλά δεν απαιτεί από κάθε κόμβο να έχει ατομική αναφορά ή να κάνει ατομικό έλεγχο μεταβλητών που "κοστίζει" σε απόδοση. Περαιτέρω, η non-blocking λίστα απαιτεί να κάνει έλεγχο και διαγραφή των marked κόμβων όσο διατρέχει την λίστα, ενέργεια που μπορεί να προκαλέσει conflict μεταξύ νημάτων και να αναγκάσει restart της διαδικασίας.

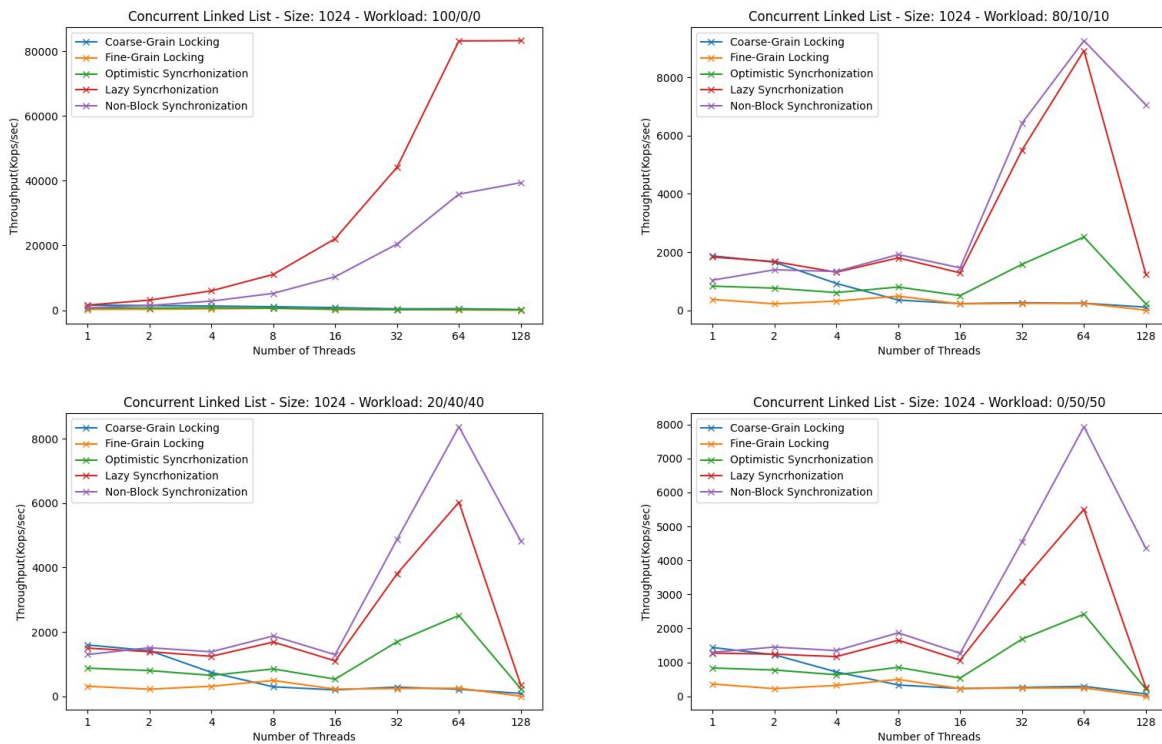


Figure 10: Concurrent Linked List - Throughput - Size 1024 - All Synchronization Techniques

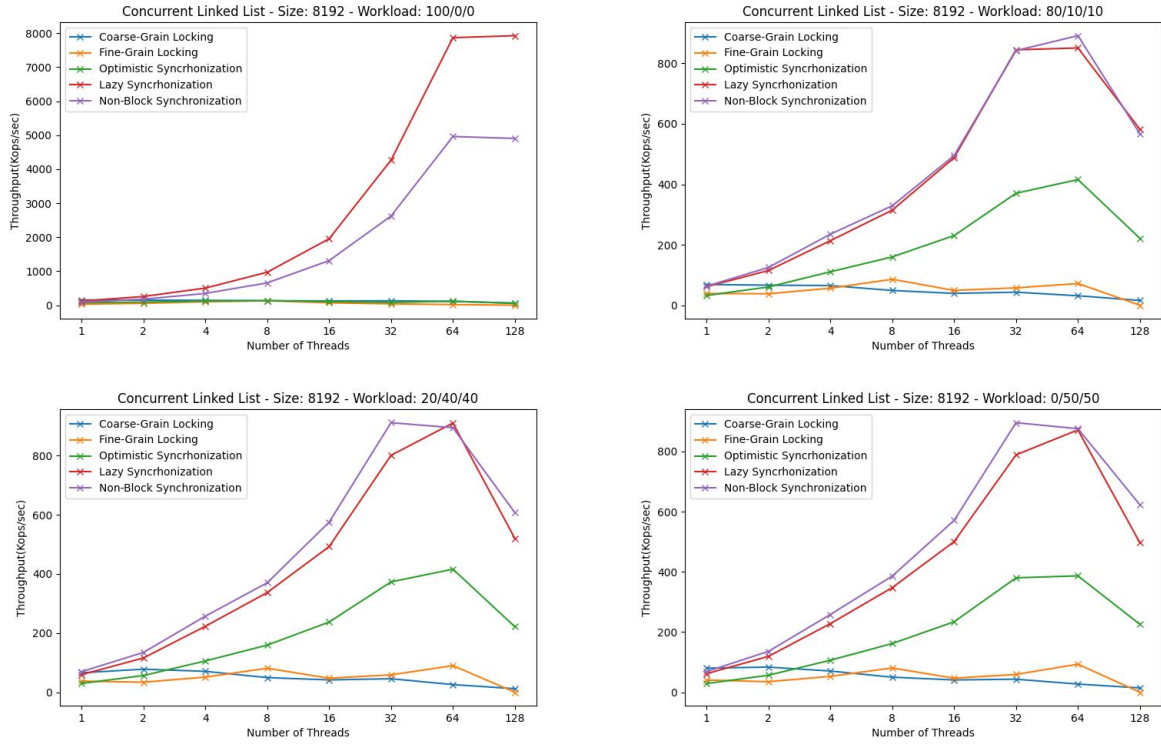


Figure 11: Concurrent Linked List - Throughput - Size 8192 - All Synchronization Techniques

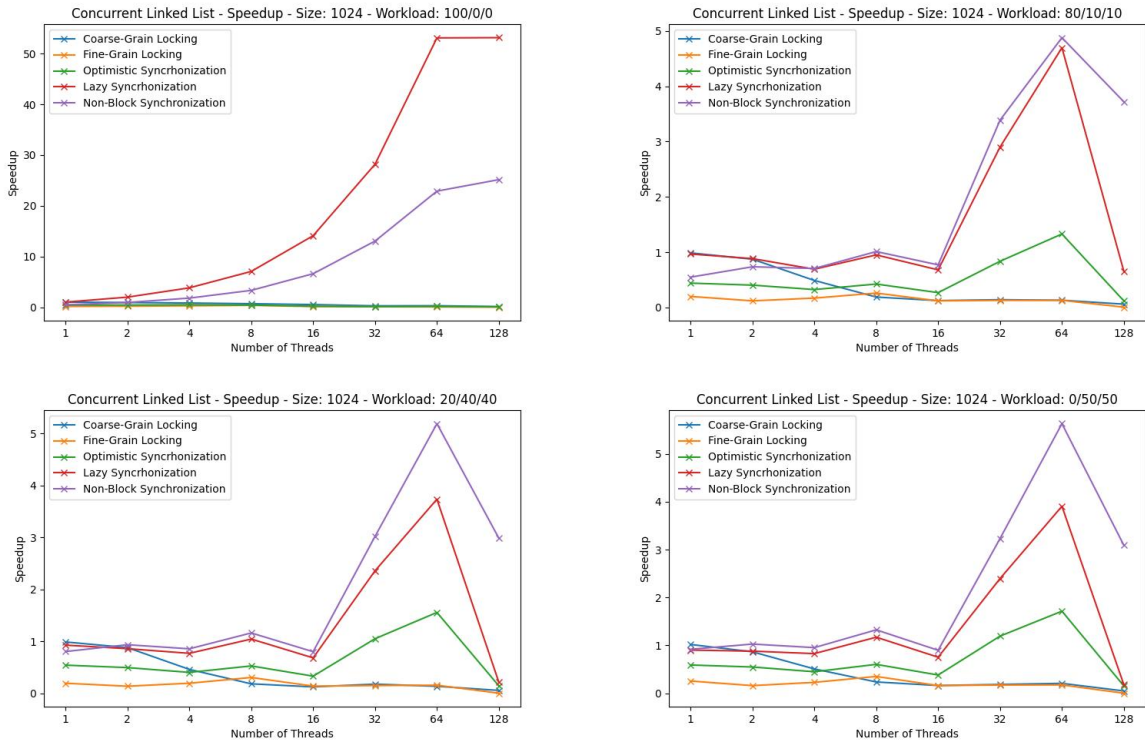


Figure 12: Concurrent Linked List - Speedup - Size 1024 - All Synchronization Techniques

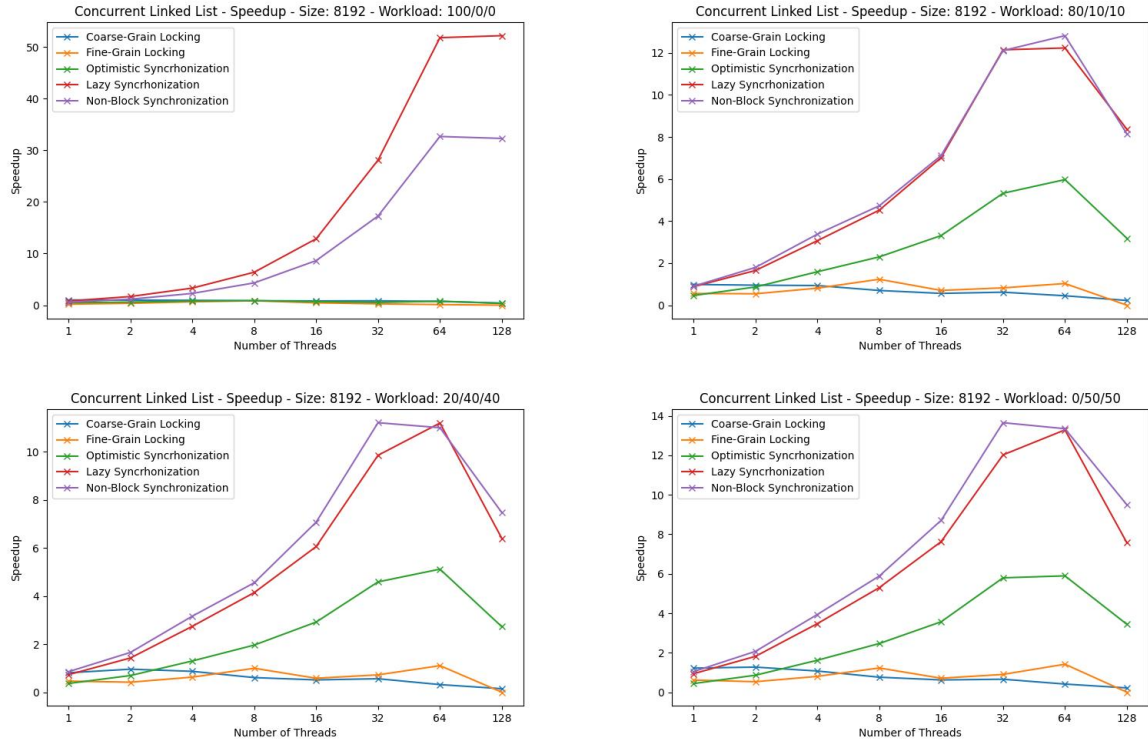


Figure 13: Concurrent Linked List - Speedup - Size 8192 - All Synchronization Techniques